ГОСУДАРСТВЕННЫЙ СТАНДАРТ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

ИНФОРМАЦИОННАЯ ТЕХНОЛОГИЯ

КРИПТОГРАФИЧЕСКАЯ ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ

ПРОЦЕДУРЫ ВЫРАБОТКИ И ПРОВЕРКИ ЭЛЕКТРОННОЙ ЦИФРОВОЙ ПОДПИСИ НА БАЗЕ АСИММЕТРИЧНОГО КРИПТОГРАФИЧЕСКОГО АЛГОРИТМА

Издание официальное

БЗ 3—94/130

ГОССТАНДАРТ РОССИИ
Москва

gost.e-ecolog.ru

Предисловие

1 РАЗРАБОТАН Главным управлением безопасности связи Федерального агентства правительственной связи и информации и Всероссийским научно-исследовательским институтом стандартизации

ВНЕСЕН Техническим комитетом по стандартизации ТК 22 «Информационная технология» и Федеральным агентством правительственной связи и информации

2 ПРИНЯТ И ВВЕДЕН В ДЕЙСТВИЕ Постановлением Госстандарта России от 23.05.94 № 154

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

СОДЕРЖАНИЕ

1 Область применения 1
2 Нормативные ссылки 1
3 Обозначения 1
4 Общие положения 2
5 Процедура выработки подписи 3
6 Процедура проверки подписи 3
7 Процедуры получения чисел p, q и a 4
Приложение А Проверочные примеры 9

ВВЕДЕНИЕ

Расширяющееся применение информационных технологий при создании, обработке, передаче и хранении документов требует в определенных случаях сохранения конфиденциальности их содержания, обеспечения полноты и достоверности.

Одним из эффективных направлений защиты информации является криптография (криптографическая защита), широко применяемая в различных сферах деятельности в государственных и коммерческих структурах.

Криптографические методы защиты информации являются объектом серьезных научных исследований и стандартизации на национальных, региональных и международных уровнях.

Настоящий стандарт определяет процедуры выработки и проверки электронной цифровой подписи на базе асимметричного криптографического алгоритма с применением функции хэширования.

Электронная цифровая подпись обеспечивает целостность сообщений (документов), передаваемых по незащищенным телекоммуникационным каналам общего пользования в системах обработки информации различного назначения, с гарантированной идентификацией ее автора (лица, подписавшего документ).

ГОСУДАРСТВЕННЫЙ СТАНДАРТ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

Информационная технология.

КРИПТОГРАФИЧЕСКАЯ ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ.

Процедуры выработки и проверки электронной цифровой подписи на базе асимметричного криптографического алгоритма.

Information technology.
Cryptographic Data Security.
Produce and check procedures of Electronic Digital Signature based on Asymmetric Cryptographic Algorithm.

Дата введения 1995—01—01

1 ОБЛАСТЬ ПРИМЕНЕНИЯ

Настоящий стандарт устанавливает процедуры выработки и проверки электронной цифровой подписи (ЭЦП) сообщений (документов), передаваемых по незащищенным телекоммуникационным каналам общего пользования в системах обработки информации различного назначения, на базе асимметричного криптографического алгоритма с применением функции хэширования.

Внедрение системы ЭЦП на базе настоящего стандарта обеспечивает защиту передаваемых сообщений от подделки, искажения и однозначно позволяет доказательно подтвердить подпись лица, подписавшего сообщение.

2 НОРМАТИВНЫЕ ССЫЛКИ

В настоящем стандарте использованы ссылки на следующий стандарт:

ГОСТ Р 34.11—94 Информационная технология. Криптографическая защита информации. Функция хэширования.

3 ОБОЗНАЧЕНИЯ

В настоящем стандарте используются следующие обозначения.

β^* — множество всех конечных слов в алфавите $\beta=\{0,1\}$.

$|A|$ — длина слова $A \in \beta^*$.

$V_k(2)$ — множество всех бинарных слов длины k.

Издание официальное

$z \pmod n$ — наименьшее по значению неотрицательное число, сравнимое с z по модулю числа n.

$\langle N \rangle_k$ — слово длины k, содержащее двоичную запись вычета $N \pmod{2^k}$ неотрицательного целого числа N.

$\bar{A}$ — неотрицательное целое число, имеющее двоичную запись A ($A \in \beta^*$) (под длиной числа будем понимать номер старшего значащего бита в двоичной записи числа).

$A \| B$ — конкатенация слов A, $B \in \beta^*$ — слово длины $|A| + |B|$, в котором левые $|A|$ символов образуют слово A, а правые $|B|$ символов образуют слово B. Можно также использовать обозначение $A \| B = AB$.

A^k — конкатенация k экземпляров слова A ($A \in \beta^*$).

M — передаваемое сообщение, $M \in \beta^*$.

M_1 — полученное сообщение, $M_1 \in \beta^*$.[1)]

h — хэш-функция, отображающая сообщение M в слово $h(M) \in V_{256}(2)$.

p — простое число, $2^{509} < p < 2^{512}$ либо $2^{1020} < p < 2^{1024}$.

q — простое число, $2^{254} < q < 2^{256}$ и q является делителем для $(p-1)$.

a — целое число, $1 < a < p-1$, при этом $a^q \pmod p = 1$.

k — целое число, $0 < k < q$.

$\lceil d \rceil$ — наименьшее целое число, не меньшее чем d.

$\lfloor d \rfloor$ — наибольшее целое число, не большее чем d.

$e := g$ — присвоение параметру e значения g.

x — секретный ключ пользователя для формирования подписи, $0 < x < q$.

y — открытый ключ пользователя для проверки подписи, $y = a^x \pmod p$.

4 ОБЩИЕ ПОЛОЖЕНИЯ

Система ЭЦП базируется на методах криптографической защиты данных с использованием хэш-функции.

Алгоритм вычисления функции хэширования установлен в ГОСТ Р 34.11.

Процедуры цифровой подписи допускают как программную, так и аппаратную реализацию.

Система ЭЦП включает в себя процедуры выработки и проверки подписи под данным сообщением.

[1)] Отправляемые и получаемые последовательности, в том числе сообщения и подписи, могут отличаться друг от друга из-за случайных или преднамеренных искажений.

Цифровая подпись, состоящая из двух целых чисел, представленных в виде слов в алфавите β, вычисляется с помощью определенного набора правил, изложенных в стандарте.

Числа p, q и a, являющиеся параметрами системы, должны быть выбраны (выработаны) по процедуре, описанной в пункте 7. числа p, q и a не являются секретными. Конкретный набор их значений может быть общим для группы пользователей. Целое число k, которое генерируется в процедуре подписи сообщения, должно быть секретным и должно быть уничтожено сразу после выработки подписи. Число k снимается с физического датчика случайных чисел или вырабатывается псевдослучайным методом с использованием секретных параметров.

5 ПРОЦЕДУРА ВЫРАБОТКИ ПОДПИСИ

Текст сообщения, представленный в виде двоичной последовательности символов, подвергается обработке по определенному алгоритму, в результате которого формируется ЭЦП для данного сообщения.

Процедура подписи сообщения включает в себя следующие этапы:

1 Вычислить $h(M)$ — значение хэш-функции h от сообщения M.

Если $\hat{h}(M) \pmod q = 0$, присвоить $h(M)$ значение $0^{255}1$.

2 Выработать целое число k, $0<k<q$.

3 Вычислить два значения:

$r=a^k \pmod p$ и $r'=r \pmod q$.

Если $r'=0$, перейти к этапу 2 и выработать другое значение числа k.

4 С использованием секретного ключа x пользователя (отправителя сообщения) вычислить значение

$$s=(xr'+k\hat{h}(M)) \pmod q.$$

Если $s=0$, перейти к этапу 2, в противном случае закончить работу алгоритма.

Подписью для сообщения M является вектор $<r'>_{256}\|<s>_{256}$.

Отправитель направляет адресату цифровую последовательность символов, состоящую из двоичного представления текста сообщения и присоединительной к нему ЭЦП.

6 ПРОЦЕДУРА ПРОВЕРКИ ПОДПИСИ

Получатель должен проверить подлинность сообщения и подлинность ЭЦП, осуществляя ряд операций (вычислений).

Это возможно при наличии у получателя открытого ключа отправителя, пославшего сообщение.

Процедура проверки включает в себя следующие этапы:

1 Проверить условия:

$0<s<q$ и $0<r'<q$.

Если хотя бы одно из этих условий не выполнено, то подпись считается недействительной.

2 Вычислить $h(M_1)$ — значение хэш-функции h от полученного сообщения M_1.

Если $\hat{h}(M_1) \pmod q = 0$, присвоить $h(M_1)$ значение $0^{255}1$.

3 Вычислить значение

$v = (\hat{h}(M_1))^{q-2} \pmod q$.

4 Вычислить значения:

$z_1 = sv \pmod q$ и

$z_2 = (q - r') \, v \pmod q$.

5 Вычислить значение

$u = (a^{z1} y^{z2} \pmod p) \pmod q$.

6 Проверить условие: $r' = u$.

При совпадении значений r' и u получатель принимает решение о том, что полученное сообщение подписано данным отправителем и в процессе передачи не нарушена целостность сообщения, т. е. $M_1 = M$. В противном случае подпись считается недействительной.

7 ПРОЦЕДУРЫ ПОЛУЧЕНИЯ ЧИСЕЛ p, q и a

Получение простых чисел осуществляется с использованием линейного конгруэнтного датчика по модулю 2^{16} или по модулю 2^{32} ($x_n = bx_{n-1} + c$). При этом пользователь должен задавать начальное состояние x_0 и параметр датчика c.

Заданные величины необходимо зафиксировать (запомнить) для возможности проведения проверки того, что простые числа получены по установленной процедуре.

Ниже изложены процедуры получения параметров p, q и a.

7.1 Процедура А

Процедура позволяет получать простые числа p длины $t \geqslant 17$ битов с простым делителем q длины $\lfloor t/2 \rfloor$ битов числа p-1.

Получение чисел осуществляется с использованием линейного конгруэнтного датчика $x_n = (19381 \, x_{n-1} + c) \pmod{2^{16}}$.

Задаются число x_0 с условием $0<x_0<2^{16}$ и нечетное число c с условием $0<c<2^{16}$.

Процедура вычисления включает в себя следующие шаги:

1 $y_0 := x_0$

2 Вычислить последовательность чисел $(t_0, t_1, ..., t_s)$ по правилу:

$t_0 := t$.

Если $t_i \geqslant 17$, то $t_{i+1} = \lfloor t_i / 2 \rfloor$,

Если $t_i < 17$, то $s := i$.

3 Найти наименьшее простое число p_s длины t_s битов.

4 $m := s-1$

5 Вычислить $r_m = \lceil t_{m+1} / 16 \rceil$.

6 Вычислить последовательность $(y_1, \ldots, y_{r_m})$ по рекурсивному правилу $y_{i+1} = (19381\, y_i + c) \pmod{2^{16}}$.

7 Вычислить $Y_m = \sum_{i=0}^{r_m - 1} y_i 2^{16i}$.

8 $y_0 := y_{r_m}$.

9 Вычислить $N = \lceil 2^{t_m - 1} / p_{m+1} \rceil + \lceil (2^{t_m - 1} Y_m) / (p_{m+1} 2^{16 r_m}) \rfloor$.

Если N нечетно, то $N := N+1$.

10 $k := 0$.

11 Вычислить $p_m = p_{m+1} (N+k) + 1$.

12 Если $p_m > 2^{t_m}$, то перейти к шагу 6.

13 Проверить условия:

$2^{p_{m+1}(N+k)} \pmod{p_m} = 1$,

$2^{(N+k)} \pmod{p_m} \neq 1$.

Если хотя бы одно из условий не выполнено, то $k := k+2$ и перейти к шагу 11.

Если оба условия выполнены, то $m := m-1$.

14 Если $m \geqslant 0$, то перейти к шагу 5.

Если $m < 0$, то p_0 — искомое простое число p и p_1 — искомое простое число q.

7.2 Процедура A′

Процедура позволяет получать простые числа p длины $t \geqslant 33$ битов с простым делителем q длины $\lfloor t/2 \rfloor$ битов числа p-1.

Получение числа осуществляется с использованием линейного конгруэнтного датчика $x_n = (97781173\, x_{n-1} + c) \pmod{2^{32}}$.

Задаются число x_0 с условием $0 < x_0 < 2^{32}$ и нечетное число c с условием $0 < c < 2^{32}$.

Процедура вычисления включает в себя следующие шаги:

1 $y_0 := x_0$

2 Вычислить последовательность чисел $(t_0, t_1, ..., t_s)$ по правилу:

$t_0 := t$.

Если $t_i \geqslant 33$, то $t_{i+1} = \lfloor t_i / 2 \rfloor$,

Если $t_i < 33$, то $s := i$

3 Найти наименьшее простое число p_s длины t_s битов.

4 $m := s - 1$.

5 Вычислить $r_m = \lceil t_m / 32 \rceil$.

6 Вычислить последовательность $(y_1, \ldots, y_{r_m})$ по рекурсивному правилу $y_{i+1} = (97781173\, y_i + c) \bmod (2^{32})$.

7 Вычислить $Y_m = \sum_{i=0}^{r_m - 1} y_i 2^{321}$.

8 $y_0 := y_{r_m}$.

9 Вычислить $N = \lceil 2^{t_m - 1} / p_{m+1} \rceil + \lfloor (2^{t_m - 1} Y_m) / (p_{m+1} 2^{32 r_m}) \rfloor$.

Если N нечетно, то $N := N + 1$.

10 $k := 0$.

11 Вычислить $p_m = p_{m+1} (N + k) + 1$.

12 Если $p_m > 2^{t_m}$, то перейти к шагу 6.

13 Проверить условия:

$2^{p_{m+1}(N+k)} \pmod{p_m} = 1$,

$2^{(N+k)} \pmod{p_m} \neq 1$.

Если хотя бы одно из условий не выполнено, то $k := k + 2$ и перейти к шагу 11.

Если оба условия выполнены, то $m := m - 1$.

14 Если $m \geqslant 0$, то перейти к шагу 5.

Если $m < 0$, то p_0 — искомое простое число p и p_1 — искомое простое число q.

7.3 Процедура В

Процедура позволяет получать простые числа p длины $t_p = 1021 \div 1024$ битов с делителем q длины $t_q = 255 \div 256$ битов числа p-1.

Задаются число x_0 с условием $0 < x_0 < 2^{16}$ и нечетное число c с условием $0 < c < 2^{16}$.

Процедура вычисления включает в себя следующие шаги:

1 По процедуре А получить простое число q длины t_q битов.

2 По процедуре А получить простое число Q длины 512 битов, при этом пункт 1 процедуры А не выполнять, а сохранить значение y_0, полученное в конце работы шага 1.

3 Вычислить последовательность $(y_1, \ldots, y_{64})$ по рекурсивному правилу $y_{i+1} = (19381\, y_i + c) \pmod{2^{16}}$.

4 Вычислить $Y = \sum_{i=0}^{63} y_i 2^{161}$,

5 $y_0 := y_{64}$.

6 Вычислить

$N=\lceil 2^{t_p-1}/(qQ)\rceil+\lfloor(2^{t_p-1}Y)/(qQ2^{1024})\rfloor$.

Если N нечетно, то $N:=N+1$.

7 $k:=0$.

8 Вычислить $p=qQ(N+k)+1$.

9 Если $p>2^{t_p}$, то перейти к шагу 3.

10 Проверить условия:

$2^{qQ(N+k)}\pmod p=1$,

$2^{q(N+k)}\pmod p\neq 1$.

Если оба условия выполнены, то p и q — искомые простые числа.

Если хотя бы одно из условий не выполнено, то $k:=k+2$ и перейти к шагу 8.

Последовательность шагов повторить до выполнения условий на шаге 10.

7.4 Процедура B′

Процедура позволяет получать простые числа p длины $t_p=1021\div 1024$ битов с делителем q длины $t_q=255\div 256$ битов числа $p-1$.

Задаются число x_0 с условием $0<x_0<2^{32}$ и нечетное число c с условием $0<c<2^{32}$.

Процедура вычисления включает в себя следующие шаги:

1 По процедуре A′ получить простое число q длины t_q битов.

2 По процедуре A′ получить простое число Q длины 512 битов, при этом пункт 1 процедуры A′ не выполнять, а сохранить значение y_0, полученное в конце работы шага 1.

3 Вычислить последовательность $(y_1, \ldots, y_{32})$ по рекурсивному правилу $y_{i+1}=(97781173\,y_i+c)\pmod{2^{32}}$.

4 Вычислить $Y=\sum\limits_{i=0}^{31} y_i 2^{32i}$.

5 $y_0:=y_{32}$.

6 Вычислить

$N=\lceil 2^{t_p-1}/(qQ)\rceil+\lfloor(2^{t_p-1}Y)/(qQ2^{1024})\rfloor$.

Если N нечетно, то $N:=N+1$.

7 $k:=0$.

8 Вычислить $p=qQ(N+k)+1$.

9 Если $p>2^{t_p}$, то перейти к шагу 3.

10 Проверить условия:

$2^{qQ(N+k)}\pmod p=1$,

$2^{q(N+k)}\pmod p\neq 1$.

Если оба условия выполнены, то p и q — искомые простые числа.

Если хотя бы одно из условий не выполнено, то $k:=k+2$ и перейти к шагу 8.

Последовательность шагов повторить до выполнения условий на шаге 10.

7.5 Процедура С

Процедура позволяет получить число a при заданных p и q.

1 Произвольно выбрать число d, $1<d<p-1$.

2 Вычислить $f=d^{\frac{p-1}{q}} \pmod p$.

3 Если $f=1$, то перейти к шагу 1.

Если $f\neq 1$, то $a:=f$.

Конец работы алгоритма.

Проверочные примеры для вышеизложенных процедур получения чисел p, q и a, выработки и проверки подписи приведены в приложении А.

Приложение А
(справочное)

ПРОВЕРОЧНЫЕ ПРИМЕРЫ

Значения параметров x_0, c, d, x, y, k, указанные в приложении, рекомендуется использовать только в проверочных примерах для настоящего стандарта.

А.1 Представление чисел и векторов

Длины чисел и векторов, а также элементы последовательности t записывают в десятичной системе счисления.

Последовательности двоичных символов записывают как строки шестнадцатеричных цифр, в которых каждая цифра соответствует четырем знакам ее двоичного представления.

А.2 Примеры к процедурам получения чисел p, q и числа a для реализации ЭЦП

А.2.1 *Процедура А*

Необходимо получить простое число p длины 512 битов с простым делителем q длины 256 битов числа p—1.

Задают числа x_0=5EC9 и c=7341.

Вычисляют последовательность t=(512, 256, 128, 64, 32, 16).

Тогда в процессе выполнения процедуры будет получена последовательность простых чисел:

t_5=16, p_5= 8003

t_4=32, p_4= AD4B0FAB

t_3=64, p_3= B25D28A7 1A62D775

t_2=128, p_2= 9C992766 8E6E4908 964A9AE1 3773AE75

t_1=256, p_1= 98915E7E C8265EDF CDA31E88 F24809DD
B064BDC7 285DD50D 7289F0AC 6F49DD2D

t_0=512, p_0= EE8172AE 8996608F B69359B8 9EB82A69
854510E2 977A4D63 BC97322C E5DC3386
EA0A12B3 43E9190F 23177539 84583978
6BB0C345 D165976E F2195EC9 B1C379E3

p_1 и p_0 — искомые числа q и p соответственно.

А.2.2 *Процедура А'*

Необходимо получить простое число p длины 512 битов с простым делителем q длины 256 битов числа p—1.

Задают числа x_0=3DFC46F1 и c=D.

Вычисляют последовательность t=(512, 256, 128, 64, 32).

Тогда в процессе выполнения процедур будет получена последовательность простых чисел:

$t_4=32$, $p_4=$ 8000000B

$t_3=64$, $p_3=$ 9AAA6EBE 4AA58337

$t_2=128$, $p_2=$ C67CE4AF 720F7BBA B5FEBF37 B9E74807

$t_1=256$, $p_1=$ 931A58FB 6F0DCDF2 FE7549BC 3F19F472
4B56898F 7F921A07 6601EDB1 8C93DC75

$t_0=512$, $p_0=$ 8B08EB13 5AF966AA B39DF294 538580C7
DA26765D 6D38D30C F1C06AAE 0D1228C3
316A0E29 198460FA D2B19DC3 81C15C88
8C6DFD0F C2C565AB B0BF1FAF F9518F85

p_1 и p_0 — искомые числа q и p соответственно.

А.2.3 *Процедура B*

Необходимо получить простое число p длины 1024 битов с простым делителем q длины 256 битов числа p—1.

Задают начальные значения $x_0=$A565 и c=538B.

С помощью процедуры A получают простое число q длиной l=256 битов:

BCC02CA0 CE4F0753 EC16105E E5D530AA

00D39F31 71842AB2 C334A26B 5F576E0F

Затем вновь с помощью процедуры A получают простое число Q длиной l=512 битов:

CCEF6F73 87B6417E C67532A1 86EC619C
A4DB132F CA02621A DE216F1D F6F8114C
DB3D9209 7D978C6F 583C3301 4174AA1C
1AFCCEB2 843B1D35 0D2E5D16 855A7477

И, наконец, получают простое число p длиной l=1024 битов:

AB8F3793 8356529E 871514C1 F48C5CBC
E77B2F4F C9A2673A C2C1653D A8984090
C0AC7377 5159A26B EF59909D 4C984663
1270E166 53A62346 68F2A52A 01A39B92
1490E694 C0F104B5 8D2E1497 0FCCB478
F98D01E9 75A1028B 9536D912 DE5236D2
DD2FC396 B7715359 4D417878 0E5F16F7
18471E21 11C8CE64 A7D7E196 FA57142D

А.2.4 *Процедура B′*

Необходимо получить простое число p длины 1024 битов с простым делителем q длины 256 битов числа p—1.

Задают начальные значения x_0=3DFC46F1 и c=D.

С помощью процедуры А получают простое число q длиной l=256 битов:

931A58FB	6F0DCDF2	FE7549BC	3F19F472
4B56898F	7F921A07	6601EDB1	8C93DC75

Затем вновь с помощью процедуры А получают простое число Q длиной l=512 битов:

BB124D6C	255D373F	FA7D5DF5	5CE0DB44
96397506	6F8980B1	C7CB68DF	6C6E8D27
12D34BF3	3B536899	C7150C4D	F82FC171
D9529BC8	C9653929	D6682CF5	FBBA1B3D

И, наконец, получают простое число p длиной l=1024 битов:

E2C4191C	4B5F222F	9AC27325	62F6D9B4
F18E7FB6	7A290EA1	E03D750F	0B980675
5FC730D9	75BF3FAA	606D05C2	18B35A6C
3706919A	AB92E0C5	8B1DE453	1C8FA8E7
AF43C2BF	F016251E	21B28708	97F6A27A
C4450BCA	235A5B74	8AD386E4	A0E4DFCB
09152435	ABCFE48B	D0B126A8	122C7382
F285A986	4615C66D	ECDDF6AF	D355DFB7

А.2.5 *Процедура С*

Пусть заданы числа p и q, полученные в А.2.1 по процедуре А:

p=	EE8172AE	8996608F	B69359B8	9EB82A69
	854510E2	977A4D63	BC97322C	E5DC3386
	EA0A12B3	43E9190F	23177539	84583978
	6BB0C345	D165976E	F2195EC9	B1C379E3

q=	98915E7E	C8265EDF	CDA31E88	F24809DD
	B064BDC7	285DD50D	7289F0AC	6F49DD2D

Выбирают число d=2.

Вычисляют

$$f = d^{\frac{p-1}{q}} \pmod p =$$

9E960315	00C8774A	869582D4	AFDE2127
AFAD2538	B4B6270A	6F7C8837	B50D50F2
06755984	A49E5093	04D648BE	2AB5AAB1
8EBE2CD4	6AC3D849	5B142AA6	CE23E21C

Так как f≠1, то f — искомое число a:=f

А.3 Примеры процедур выработки и проверки ЭЦП на базе асимметричного криптографического алгоритма

Пусть по процедуре А с начальными условиями x_0=5EC9 и c=7341 выработаны числа p, q и a:

p= EE8172AE 8996608F B69359B8 9EB82A69
854510E2 977A4D63 BC97322C E5DC3386
EA0A12B3 43E9190F 23177539 84583978
6BB0C345 D165976E F2195EC9 B1C379E3

q= 98915E7E C8265EDF CDA31E88 F24809DD
B064BDC7 285DD50D 7289F0AC 6F49DD2D

a= 9E960315 00C8774A 869582D4 AFDE2127
AFAD2538 B4B6270A 6F7C8837 B50D50F2
06755984 A49E5093 04D648BE 2AB5AAB1
8EBE2CD4 6AC3D849 5B142AA6 CE23E21C

А.3.1 *Процедура подписи сообщения*

Пусть x= 30363145 38303830 34363045 42353244
35324234 31413237 38324331 38443046

— секретный ключ, M — подписываемое сообщение, причем значение хэш-функции h от сообщения M есть

h(M)=m= 35344541 32454236 44313445 34373139
43363345 37414342 34454136 31454230

Пусть целое число

k= 90F3A564 439242F5 186EBB22 4C8E2238
11B7105C 64E4F539 0807E636 2DF4C72A

Тогда

$r = a^k \pmod p$ = 47681C97 4373B065 3C6CA965 C8F86127
D07A7E02 E311846E 97A8C126 3F8A76AF
FF0AD188 02643B5C 6C998775 0C6B0458
98E4AD8C FC689817 76BA8216 3ADBC988

$r' = r \pmod q$ = 3E5F895E 276D81D2 D52C0763 270A4581
57B784C5 7ABDBD80 7BC44FD4 3A32AC06

$s = xr' + km \pmod q$ = 3F0DD5D4 400D47C0 8E4CE505 FF7434B6
DBF72959 2E37C748 56DAB851 15A60955

Таким образом, цифровая подпись для сообщения M есть

$\langle r' \rangle_{256} \| \langle s \rangle_{256}$ = 3E5F895E 276D81D2 D52C0763 270A4581
57B784C5 7ABDBD80 7BC44FD4 3A32AC06
3F0DD5D4 400D47C0 8E4CE505 FF7434B6
DBF72959 2E37C748 56DAB851 15A60955

А.3.2 Процедура проверки подписи

Пусть дано сообщение M_1 (в данном случае $M_1=M$), его цифровая подпись

$\langle r'\rangle_{256}\|\langle s\rangle_{256}=$ 3E5F895E 276D81D2 D52C0763 270A4581
57B784C5 7ABDBD80 7BC44FD4 3A32AC06
3F0DD5D4 400D47C0 8E4CE505 FF7434B6
DBF72959 2E37C748 56DAB851 15A60955

и открытый ключ подписавшего сообщение

$y=$ EE1902A4 0692D273 EDC1B5AD C55F9112
8E35F9D1 65FA9901 CAF00D27 018BA6DF
324519C1 1A6E2725 26589CD6 E6A2EDDA
AFE1C308 1259BE9F CEE667A2 701F4352

Замечание

Данный открытый ключ y соответствует секретному ключу x, использованному в примере подписи сообщения M

$y=a^x \pmod p$.

Пусть

$m=$ 35344541 32454236 44313445 34373139
43363345 37414342 34454136 31454230

— значение хэш-функции h для сообщения M_1.

Условия $0<r'<q$ и $0<s<q$ выполняются.

Вычисляют

$v=m^{q-2} \pmod q=$ 72515E01 DDFA6507 E3682C01 CD285CBF
89E462EE E37B3865 918B6730 DEA77050

$z_1=sv \pmod q=$ 776DC3C6 4E83B73B 02B78826 6873EAFF
B87DAED5 8686009B 5D387CC4 EAF5B744

$z_2=(q-r')\ v \pmod q=$ 18B04C46 C1D9E875 571FDA9E 95354DDE
3AFD0A8D FCADB67C 505C7F03 A5185DFD

$u=(a^{z_1} y^{z_2} \pmod p) \pmod q=$ 3E5F895E 276D81D2 D52C0763 270A4581
57B784C5 7ABDBD80 7BC44FD4 3A32AC06

Таким образом:

$r'=$ 3E5F895E 276D81D2 D52C0763 270A4581
57B784C5 7ABDBD80 7BC44FD4 3A32AC06

$u=$ 3E5F895E 276D81D2 D52C0763 270A4581
57B784C5 7ABDBD80 7BC44FD4 3A32AC06

Условие $r'=u$ выполнено. Это означает, что подпись подлинная.

УДК 681.3.06:006.354 П85 ОКСТУ 5002

Ключевые слова: информационная технология, криптографическая защита информации, электронная цифровая подпись, ассиметричный криптографический алгоритм, системы обработки информации, защита сообщений, подтверждение подписи, хэш-функция, функция хэширования

gost.e-ecolog.ru