

ГОСТ Р 34.11—94

ГОСУДАРСТВЕННЫЙ СТАНДАРТ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

ИНФОРМАЦИОННАЯ ТЕХНОЛОГИЯ
КРИПТОГРАФИЧЕСКАЯ ЗАЩИТА
ИНФОРМАЦИИ
ФУНКЦИЯ ХЭШИРОВАНИЯ

Издание официальное

БЗ 3—94/131

ГОССТАНДАРТ РОССИИ
Москва

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 Шаговая функция хэширования	3
6 Процедура вычисления хэш-функции	4
Приложение А Проверочные примеры	6

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 процедуру вычисления хэш-функции для любой последовательности двоичных символов.

Функция хэширования заключается в сопоставлении произвольного набора данных в виде последовательности двоичных символов и его образа фиксированной небольшой длины, что позволяет использовать эту функцию в процедурах электронной цифровой подписи для сокращения времени подписывания и проверки подписи. Эффект сокращения времени достигается за счет вычисления подписи только под образом подписываемого набора данных.

Информационная технология

КРИПТОГРАФИЧЕСКАЯ ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ

Функция хэширования

Information technology.
Cryptographic Data Security.
Hashing functionДата введения 1995-01-01**1 ОБЛАСТЬ ПРИМЕНЕНИЯ**

Настоящий стандарт определяет алгоритм и процедуру вычисления хэш-функции для любой последовательности двоичных символов, которые применяются в криптографических методах обработки и защиты информации, в том числе для реализации процедур электронной цифровой подписи (ЭЦП) при передаче, обработке и хранении информации в автоматизированных системах.

Определенная в настоящем стандарте функция хэширования используется при реализации систем электронной цифровой подписи на базе асимметричного криптографического алгоритма по ГОСТ Р 34.10.

2 НОРМАТИВНЫЕ ССЫЛКИ

В настоящем стандарте использованы ссылки на следующие стандарты:

ГОСТ 28147—89 Системы обработки информации. Защита криптографическая. Алгоритмы криптографического преобразования.

ГОСТ Р 34.10—94 Информационная технология. Криптографическая защита информации. Процедуры выработки и проверки электронной цифровой подписи на базе асимметричного криптографического алгоритма.

3 ОБОЗНАЧЕНИЯ

В настоящем стандарте используются следующие обозначения:

B^* — множество всех конечных слов в алфавите $B = \{0,1\}$. Чтение слов и нумерация знаков алфавита (символов) осуществляются справа налево (номер правого символа в слове равен единице, второго справа — двум и т. д.).

$|A|$ — длина слова $A \in B^*$.

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

$A||B$ — конкатенация слов $A, B \in B^*$ — 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 ($A \in B^*$).

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

\hat{A} — неотрицательное целое число, имеющее двоичную запись A ($A \in B^*$).

\oplus — побитовое сложение слов одинаковой длины по модулю 2.

\oplus' — сложение по правилу $A \oplus' B = \langle \hat{A} + \hat{B} \rangle_k$, ($k = |A| = |B|$).

M — последовательность двоичных символов, подлежащая хэшированию (сообщение в системах ЭЦП), $M \in B^*$.

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

$E_K(A)$ — результат зашифрования слова A на ключе K с использованием алгоритма шифрования по ГОСТ 28147 в режиме простой замены ($K \in V_{256}(2)$, $A \in V_{64}(2)$).

H — стартовый вектор хэширования.

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

4 ОБЩИЕ ПОЛОЖЕНИЯ

Под хэш-функцией h понимается зависящее от параметра стартового вектора хэширования H , являющегося словом из $V_{256}(2)$ отображение

$$h: B^* \rightarrow V_{256}(2).$$

Для определения хэш-функции необходимы:

— алгоритм вычисления шаговой функции хэширования x , т. е. отображения

$$x: V_{256}(2) \times V_{256}(2) \rightarrow V_{256}(2);$$

— описание итеративной процедуры вычисления значения хэш-функции h .

5 ШАГОВАЯ ФУНКЦИЯ ХЭШИРОВАНИЯ

Алгоритм вычисления шаговой функции хэширования включает в себя три части, реализующие последовательно:

- генерацию ключей — слов длины 256 битов;
- шифрующее преобразование — зашифрование 64-битных подслов слова H на ключах K_i ($i=1, 2, 3, 4$) с использованием алгоритма по ГОСТ 28147 в режиме простой замены;
- перемешивающее преобразование результата шифрования.

5.1 Генерация ключей

Рассмотрим $X = (b_{256}, b_{255}, \dots, b_1) \in V_{256}(2)$.

$$\begin{aligned} \text{Пусть } X &= x_4 \| x_3 \| x_2 \| x_1 = \\ &= \eta_{16} \| \eta_{15} \| \dots \| \eta_1 = \\ &= \xi_{32} \| \xi_{31} \| \dots \| \xi_1, \end{aligned}$$

где $x_i = (b_{i \times 64}, \dots, b_{(i-1) \times 64 + 1}) \in V_{64}(2)$, $i = \overline{1, 4}$;
 $\eta_j = (b_{j \times 16}, \dots, b_{(j-1) \times 16 + 1}) \in V_{16}(2)$, $j = \overline{1, 16}$;
 $\xi_k = (b_{k \times 8}, \dots, b_{(k-1) \times 8 + 1}) \in V_8(2)$, $k = \overline{1, 32}$.

Обозначают $A(X) = (x_1 \oplus x_2) \| x_4 \| x_3 \| x_1$.

Используют преобразование $P: V_{256}(2) \rightarrow V_{256}(2)$

слова $\xi_{32} \| \dots \| \xi_1$ в слово $\xi_{\varphi(32)} \| \dots \| \xi_{\varphi(1)}$,

где $\varphi(i+1+4(k-1)) = 8i+k$, $i=0+3$, $k=1+8$.

Для генерации ключей необходимо использовать следующие исходные данные:

- слова $H, M \in V_{256}(2)$;
- параметры: слова C_i ($i=2, 3, 4$), имеющие значения $C_2 = C_4 = 0^{256}$ и $C_3 = 1^{80} 0^{81} 1^{160} 0^{81} 1^{160} 0^{81} (0^{81} 1^{81})^2 1^{80} 0^{81} (0^{81} 1^{81})^4 (1^{80} 0^{81})^4$.

При вычислении ключей реализуется следующий алгоритм:

1 Присвоить значения

$$i := 1, U := H, V := M.$$

2 Выполнить вычисление

$$W = U \oplus V, K_i = P(W).$$

3 Присвоить $i := i + 1$.

4 Проверить условие $i = 5$.

При положительном исходе перейти к шагу 7. При отрицательном — перейти к шагу 5.

5 Выполнить вычисление

$$U := A(U) \oplus C_i, V := A(A(V)), W := U \oplus V, K_i = P(W).$$

- 6 Перейти к шагу 3.
7 Конец работы алгоритма.

5.2 Шифрующее преобразование

На данном этапе осуществляется зашифрование 64-битных подслов слова H на ключах K_i ($i=1, 2, 3, 4$).

Для шифрующего преобразования необходимо использовать следующие исходные данные:

$$H = h_4 \| h_3 \| h_2 \| h_1, \quad h_i \in V_{64}(2), \quad i = \overline{1,4}$$

и набор ключей K_1, K_2, K_3, K_4 .

Реализуют алгоритм зашифрования и получают слова

$$s_i = E_{K_i}(h_i), \quad \text{где } i = 1, 2, 3, 4.$$

В результате данного этапа образуется последовательность

$$S = s_4 \| s_3 \| s_2 \| s_1.$$

5.3 Перемешивающее преобразование

На данном этапе осуществляется перемешивание полученной последовательности с применением регистра сдвига.

Исходными данными являются:

слова $H, M \in V_{256}(2)$ и слово $S \in V_{256}(2)$.

Пусть отображение

$$\psi: V_{256}(2) \rightarrow V_{256}(2)$$

преобразует слово

$$\eta_{16} \| \dots \| \eta_1, \quad \eta_i \in V_{16}(2), \quad i = \overline{1,16}$$

в слово

$$\eta_1 \oplus \eta_2 \oplus \eta_3 \oplus \eta_4 \oplus \eta_{13} \oplus \eta_{16} \| \eta_{14} \| \dots \| \eta_2.$$

Тогда в качестве значения шаговой функции хэширования принимается слово

$$x(M, H) = \psi^{61}(H \oplus \psi(M \oplus \psi^{12}(S))),$$

где ψ^i — i -я степень преобразования ψ .

6 ПРОЦЕДУРА ВЫЧИСЛЕНИЯ ХЭШ-ФУНКЦИИ

Исходными данными для процедуры вычисления значения функции h является подлежащая хэшированию последовательность $M \in V^*$. Параметром является стартовый вектор хэширования H — произвольное фиксированное слово из $V_{256}(2)$.

Процедура вычисления функции h на каждой итерации использует следующие величины:

$M \in V^*$ — часть последовательности M , не прошедшая процедуры хэширования на предыдущих итерациях;

$H \in V_{256}(2)$ — текущее значение хэш-функции;

$\Sigma \in V_{256}(2)$ — текущее значение контрольной суммы;

$L \in V_{256}(2)$ — текущее значение длины обработанной на предыдущих итерациях части последовательности M .

Алгоритм вычисления функции h включает в себя этапы:

Этап 1

Присвоить начальные значения текущих величин

1.1 $M := M$

1.2 $H := H$

1.3 $\Sigma := 0^{256}$

1.4 $L := 0^{256}$

1.5 Переход к этапу 2

Этап 2

2.1 Проверить условие $|M| > 256$.

При положительном исходе перейти к этапу 3.

В противном случае выполнить последовательность вычислений:

2.2 $L := \langle L + |M| \rangle_{256}$

2.3 $M' := 0^{256 - |M|} \| M$

2.4 $\Sigma := \Sigma \oplus M'$

2.5 $H := \kappa(M', H)$

2.6 $H := \kappa(L, H)$

2.7 $H := \kappa(\Sigma, H)$

2.8 Конец работы алгоритма

Этап 3

3.1 Вычислить подслово $M_s \in V_{256}(2)$ слова M ($M = M_p \| M_s$).
Далее выполнить последовательность вычислений:

3.2 $H := \kappa(M_s, H)$

3.3 $L := \langle L + 256 \rangle_{256}$

3.4 $\Sigma := \Sigma \oplus M_s$

3.5 $M := M_p$

3.6 Перейти к этапу 2.

Значение величины H , полученное на шаге 2.7, является значением функции хэширования $h(M)$.

Проверочные примеры для вышеизложенной процедуры вычисления хэш-функции приведены в приложении А.

ПРОВЕРОЧНЫЕ ПРИМЕРЫ

Заполнение узлов замены $\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_8$ и значение стартового вектора хэширования H , указанные в данном приложении, рекомендуется использовать только в проверочных примерах для настоящего стандарта.

А.1 Использование алгоритма ГОСТ 28147

В качестве шифрующего преобразования в приводимых ниже примерах используется алгоритм ГОСТ 28147 в режиме простой замены.

При этом заполнение узлов замены $\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_8$ блока подстановки π следующее:

	8	7	6	5	4	3	2	1
0	1	D	4	6	7	5	E	4
1	F	B	B	C	D	8	B	A
2	D	4	A	7	A	1	4	9
3	0	1	0	1	1	D	C	2
4	5	3	7	5	0	A	6	D
5	7	F	2	F	8	3	D	8
6	A	5	1	D	9	4	F	0
7	4	9	D	8	F	2	A	E
8	9	0	3	4	E	E	2	6
9	2	A	6	A	4	F	3	B
10	3	E	8	9	6	C	8	1
11	E	7	5	E	C	7	1	C
12	6	6	9	0	B	6	0	7
13	B	8	C	3	2	0	7	F
14	8	2	F	B	5	9	5	5
15	C	C	E	2	3	B	9	3

В столбце с номером $j, j=1,8$, и строке с номером $i, i=0,15$, приведено значение $\pi_j(i)$ в шестнадцатеричной системе счисления.

А.2 Представление векторов

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

А.3 Примеры вычисления значения хэш-функции

В качестве стартового вектора хэширования принимают, например, нулевой вектор

$H = 00000000\ 00000000\ 00000000\ 00000000$
 $00000000\ 00000000\ 00000000\ 00000000$

А.3.1 Пусть необходимо выполнить хэширование сообщения

$M = 73657479\ 62203233\ 3D687467\ 6E666C20$
 $2C656761\ 7373656D\ 20736920\ 73696854$

Выполняют присвоение начальных значений:
 текста

$M = 73657479\ 203233\ 3D687467\ 6E666C20$
 $2C656761\ 7373656D\ 20736920\ 73696854$

хэш-функции

H = 00000000 00000000 00000000 00000000
 00000000 00000000 00000000 00000000

суммы блоков текста

Σ = 00000000 00000000 00000000 00000000
 00000000 00000000 00000000 00000000

длины текста

L = 00000000 00000000 00000000 00000000
 00000000 00000000 00000000 00000000

Так как длина сообщения, подлежащего хэшированию, равна 256 битам (32 байтам),

L = 00000000 00000000 00000000 00000000
 00000000 00000000 00000000 00000100

M' = M = 73657479 62203233 3D687467 6E656C20
 2C656761 7373656D 20736920 73696854, то

нет необходимости дописывать текущий блок нулями,

Σ = M' = 73657479 62203233 3D687467 6E656C20
 2C656761 7373656D 20736920 73696854

Переходят к вычислению значения шаговой функции хэширования х (M, H).

Вырабатывают ключи

K₁ = 733D2C20 65686573 74746769 79676120
 626E7373 20657369 326C6568 33206D54

K₂ = 110C733D 0D166568 130E7474 06417967
 1D0626E 161A2065 090D326C 4D393320

K₃ = 80B111F3 730DF216 850013F1 C7E1F941
 620C1DFF 3ABA91A 3FA109F2 F513B239

K₄ = A0E2804E FF1B73F2 ECE27A00 E7B8C7E1
 EE1D620C AC0CC5BA A804C05E A18B0AEC

Осуществляют зашифрование 64-битных подслов блока H с помощью алгоритма по ГОСТ 28147.

Блок h₁ = 00000000 00000000 зашифровывают на ключе K₁ и получают s₁ = 42ABBCCE 32BC0B1B.

Блок h₂ = 00000000 00000000 зашифровывают на ключе K₂ и получают s₂ = 5203EBC8 5D9BCFFD.

Блок h₃ = 00000000 00000000 зашифровывают на ключе K₃ и получают s₃ = 8D345899 00FF0E28.

Блок h₄ = 00000000 00000000 зашифровывают на ключе K₄ и получают s₄ = E7860419 0D2A562D.

Получают

S = E7860419 0D2A562D 8D345899 00FF0E28
 5203EBC8 5D9BCFFD 42ABBCCE 32BC0B1B

Выполняют перемешивающее преобразование с применением регистра сдвига и получают

Σ = х (M, H) = CF9A8C65 875967A4 68A03B8C 42DE7624
 D99C4124 883DA687 561C7DE3 3315C034

Полагают $H=Z$, вычисляют $x(L, H)$:

$K_1=$	CF68D956 50428833	9AA09C1C 59DE3D15	8C3B417D 6776A6C1	658C24E3 A4248734
$K_2=$	8FCF68D9 BB504288	809AA09C 2859DE3D	3C8C3B41 666676A6	C7658C24 B3A42487
$K_3=$	4E70CF97 CABB50BD	3C8C65A0 E3D7A6DE	853C8CC4 D1996788	57389A8C 6CB35B24
$K_4=$	584E70CF EDCABB50	C53C8065 78E3D7A6	48853C8C EED19867	1657389A 7F5CB35B
$S=$	66B70F5E E5EC8A37	F163F461 3FD42279	468A9528 3CD1602D	61D60593 DD783E86
$Z=$	2B6EC233 DD3848D1	C7BC89E4 C6AC997A	2ABC2692 24F74E2B	5FEA7285 09A3AEF7

Вновь полагают $H=Z$ и вычисляют $x(\Sigma, H)$:

$K_1=$	5817F104 A531B57A	0BD45D84 9C8FDFCA	B6522F27 BB1EPC6	4AF5B00B D7A517A3
$K_2=$	E82759E0 D2C73DA8	C278D950 19A6CAC9	15CC523C 3E8440F5	FC72EBB6 C0DDDB65A
$K_3=$	77483AD9 FBC3DAA0	F7C29CAA 7CB555F0	EB06D1D7 D4968080	841BCAD3 0A9E56BC
$K_4=$	A1157965 7684ADCB	2D9FBC9C FA4ACA06	088C7CC2 53EFF7D7	46F83DD2 C0748708
$S=$	2AEBFA76 C31E7435	A85FB57D 4930FD05	6F164DE9 1F8A4942	2951A581 550A582D
$Z=$	FAFF37A6 E09525F3	15A81669 9F811983	1CFF3EF8 2EB81975	B68CA247 D366C4B1

Таким образом, результат хэширования есть

$H=$	FAFF37A6 E09525F3	15A81669 9F811983	1CFF3EF8 2EB81975	B68CA247 D366C4B1
------	----------------------	----------------------	----------------------	----------------------

A.3.2 Пусть необходимо выполнить хэширование сообщения

$M=$	7365 74798220 3035203D 20687467 6E656C20 73616820 65676173
	73656D20 6C616E69 6769726F 20656874 2065736F 70707563

Так как длина сообщения, подлежащего хэшированию, равна 400 битам (50 байтам), то разбивают сообщение на два блока и второй (старший) блок дописывают нулями. В процессе вычислений получают:

ШАГ 1

$H=$	00000000 00000000 00000000 00000000
	00000000 00000000 00000000 00000000
$M=$	73616820 65676173 73656D20 6C616E69
	6769726F 20656874 2065736F 70707553
$K_1=$	73736720 61656965 655D7273 20206F6F
	656C2070 67616570 616E6875 73697453

K ₂ -	14477373 4C50656C	0C0C6165 04156761	1F01686D 061D616E	4F002020 1D277369
K ₃ -	CBFF14B8 35094CAF	6D04F30C 72F9FB15	96051FFE 7CF006E2	DFFF0000 AB1AE227
K ₄ -	EBACCB00 BA1C3509	F7006DFB FD118DF9	E5E16905 F61B830F	B0B0DFFF F8C554E5
S-	FF41797C EDDC2210	EEAADAC2 1EE1ADF9	43C9B1DF FA67E757	2E14681C DAFE3AD9
Э-	F0CEEA4E A93BEFBD	368B5A60 2634F0AD	C63D96C1 CBBB69CE	E5B51CD2 ED2D5D9A

ШАГ 2

H-	F0CEEA4E A93BEFBD	368B5A60 2634F0AD	C63D96C1 CBBB69CE	E5B51CD2 ED2D5D9A
M'-	00000000 74796220	00000000 3035203D	00000000 20687467	00007365 6E656C20
K ₁ -	F0C6DDEB 36E51683	CE3D42D3 8BB50148	EA968D1D 5A6FD031	4EC19DA9 60B790BA
K ₂ -	16A4C6A9 FB68E526	F9DF3D3B 2CDBB534	E4FC96EF FE161C83	53C9C1BD 6F7DD2C8
K ₃ -	C49D846D 9DCB0644	1780482C D1E641E5	9086887F A02109AF	C48C9186 9D52C7CF
K ₄ -	BDB0C9F0 1CAD9536	756E9131 F4E4B674	E1F290EA 99F31E29	50E4CBB1 70C52AFA
S-	62A07EA5 6881EB06	EF3C3309 F5C7959F	2CE1B076 63FCA1F1	173D48CC D33C31B8
Э-	95BEA0BE B8287CB6	88D6AA02 2CBC135B	FE3C9D45 3E339EFE	436CE821 F6576CA9

ШАГ 3

H-	95BEA0BE B8287CB6	88D6AA02 2CBC135B	FE3C9D45 3E339EFE	436CE821 F6576CA9
L-	00000000 00000000	00000000 00000000	00000000 00000000	00000000 00000190
K ₁ -	95FEB83E 88432CF6	BE3C2833 D56CBC57	A09D7C9E AAE8136D	BE45B6FE 02215B39
K ₂ -	8695FEB8 DA88432C	1BBE3C28 EBD56CBC	E2A09D7C 7FABE813	48BE45B6 F292215B
K ₃ -	B97995C1 6FDA88BC	141B413C D0142A6C	1FE2A062 FA80AA16	0CB74145 15F2FDB1
K ₄ -	94B97995 346FDA88	7D141B41 46D0142A	C21EE2A0 BDF8A1AA	040CB741 DC1562FD
S-	D42336E0 9FDDFF20	2A0A6998 48C8E853	6C65478A 94FD9D6D	3D08A1B9 F776A7AD

ГОСТ Р 34.11-94

Э-	47E26AFD A3D97E7E	3E7278A1 A744CB43	7D473785 08AA4C24	06140773 3352C745
ШАГ 4				
Н-	47E26AFD A3D97E7E	3E7278A1 A744CB43	7D473785 08AA4C24	06140773 3352C745
Σ-	73616820 DBE2D48F	65676173 509A88B1	73656D20 40CDE7D6	6061E1CE DED5E173
K ₁ -	340E7848 5B6AF7ED	83223B67 1575DE87	025AAAAB 19E64326	DDA5F1F2 D2BDF236
K ₂ -	03DC0ED0 A8B063CB	F4CD26BC ED3D7325	8B595F13 6511662A	F5A4A55E 7963008D
K ₃ -	C954EF19 4A9D0277	D0779A68 78EF765B	ED37D3FB C4731191	7DA5ADDC 7EBB21B1
K ₄ -	6D12BC47 F2137F37	D9363D19 64E4C18B	1E3C696F 69CCFBF8	28F2DC02 EF72B7E3
S-	790DD7A1 25EF9645	066544EA EE2C05DD	2829563C A5ECAD92	3C39D781 2511A4D1
Е-	0852F562 EAFBC135	3B89DD57 0613763A	AEB4781F 0D770AA6	E54DF14E 57BA1A47
Таким образом, результат хэширования есть				
Н-	0852F562 EAFBC135	3B89DD57 0613763A	AEB4781F 0D770AA6	E54DF14E 57BA1A47

УДК 681.3.06:006.354**П85****ОКСТУ 5002**

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

Редактор Л. В. Афанасенко
Технический редактор Н. С. Гришанова
Корректор А. С. Черноусова

Сдано в наб. 24.06.94 Подп. в печ. 19.08.94 Усл. п. л. 0,93 Усл. кр.-отт. 0,93.
Уч.-изд. л. 0,94. Тираж 300 экз. С 1983.

Ордена «Знак Почета» Издательство стандартов, 107076, Москва, Колодезный пер., 14.
Тип. «Московский печатник». Москва, Лялин пер., 6. Зак. 208