АВТОМАТИЗАЦІЯ ТА ІНТЕЛЕКТУАЛІЗАЦІЯ ПРИЛАДОБУДУВАННЯ

УДК 681.3 : 621

АЛГОРИТМ ХЕШ-ФУНКЦИИ С НОВЫМИ БАЗОВЫМИ ПРЕОБРАЗОВАНИЯМИ

Акбаров Д. Е., Умаров Ш. А.
Ферганский филиал Ташкентского университета информационных технологий,
г. Фергана, Узбекистан
E-mail: sht00357@gmail.com

Данный алгоритм и процедура вычисления хэш-функции (ХФ) 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. Предлагаемый алгоритм конструирован на основе новых крипто стойких преобразований: S-блок преобразований байтов, таблица сжатия, логические функции, которые по свойствам обеспечат эффективные распространения и рассеивания блоков и под блоков хешируемых сообщений.

Ключевые слова: *алгоритм, хеш-функция, электронно цифровая подпись, S-блок преобразований байтов, таблица сжатия, логическая функция.*

Введение. Постановка проблемы

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

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 и международных уровнях.

Предлагаемый алгоритм с новыми преобразованиями определяет процедуру вычисления хэш-функции для любой последовательности двоичных символов.

Постановка задачи

Функции хеширования 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 подписания и проверки подписи. Эффект сокращения времени, достигается за счет вычисления подписи только под образом подписываемого набора данных.

Предлагаемая хэш-функция предназначена для проверки полноты информации криптографическим методом, и её значение используется как входное данное вместе с секретным ключом для генерации электронной цифровой подписи по соответствующему электронному документу. Этот алгоритм хэш-функции обрабатывает сообщение произвольной длины блоками размером 256 битов и вырабатывает блок хэш - значения длиной 256 битов.

Данный алгоритм и процедура вычисления хэш-функции (ХФ) 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.

Решение задачи. В приводимом описании предлагаемого алгоритма процедура вычисления хэш - значение состоит из следующих шагов:

Шаг 1. Добавление битов заполнения.

Хэшируемое сообщение произвольной длины разбивается на блоки длиной 256 битов. Если длина последнего блока меньше, чем 256 бита, то последний блок дополняется нулями до 256 битов.

Шаг 2. Добавление значение длины сообщения.

К результату выполнения шага 1 добавляется 256-битовое значение длины в битах исходного сообщения. Битовая длина хэшируемого

сообщения получается от значения длины исходного сообщения по mod 2^{256}.

Шаг 3. Добавление значение контрольной суммы.

К результату выполнения шага 2 добавляется 256-битовое значение контрольной суммы. Блок контрольной суммы вычисляется после добавления битов заполнения, как суммы по mod 2^{256} всех блоков дополненного сообщения.

Шаг 4. Обработка сообщение блоками по 256 битов.

После этих шагов расширенное сообщение разбивается на блоки длиной 256 бит. Предположим, количество блоков равно N. Обозначим эти блоки через M_1, M_2, ..., M_N.

Обработка сообщения блоками по 256 битов выполняется следующим образом:

1. Вводится блок заданных чисел $S = S_0,...,S_{255}$, где $0 \le S_l \le 255,\ l = \overline{0,255}$ (S–блок будет единым для группы пользователей). Вводим 256 битовое стартовое хэш-значение H=0 и положим n=1.

2. Вводится блок хэшируемого сообщения M_n:

$$\grave{I}_{\ n} = m_0(0)m_1(0)...m_{255}(0) \text{ (256 битов).}$$

3. Если n=1, то $T(0) = \grave{I}_{\ n}$, иначе $T(0) = H$. Тогда генерируется первые 32 байта ключа следующим образом:

$$k_0 = t_0(0)t_1(0)...t_7(0),\quad k_1 = t_8(0)t_9(0)...t_{15}(0),\ ...,$$
$$k_{31} = t_{248}(0)t_{249}(0)...t_{255}(0).$$

Блок $T(0)$ циклически сдвигается налево 29 битов и его результат обозначается через $T(1)$:

$$T(1) = T(0) <<< 29 = t_{29}(0)t_{30}(0)...t_{255}(0)t_0(0)...t_{28}(0) =$$
$$= t_0(1)t_1(1)...t_{255}(1).$$

От блока $T(1)$ генерируется следующие 32 байта ключа следующим образом:

$$k_{0+32\cdot1} = t_0(1)t_1(1)...t_7(1),\quad k_{1+32\cdot1} = t_8(1)t_9(1)...t_{15}(1),\ ...,$$
$$k_{31+32\cdot1} = t_{248}(1)t_{249}(1)...t_{255}(1).$$

Блок $T(1)$ циклически сдвигается налево 29 битов и результат обозначается через $T(2)$:

$$T(2) = T(1) <<< 29 = t_{29}(1)t_{30}(1)...t_{255}(1)t_0(1)...t_{28}(1) =$$
$$= t_0(2)t_1(2)...t_{255}(2).$$

От блока $T(2)$ генерируется последующие 32 байта ключа следующим образом:

$$k_{0+32\cdot2} = t_0(2)t_1(2)...t_7(2),$$
$$k_{1+32\cdot2} = t_8(2)t_9(2)...t_{15}(2),\ ...,$$
$$k_{31+32\cdot2} = t_{248}(2)t_{249}(2)...t_{255}(2).$$

Аналогично, из выражений $T(3)$, $T(4)$, $T(5)$, $T(6)$ генерируются следующие ключи:

$$k_{0+32\cdot3},\ ...,\ k_{31+32\cdot3},\ k_{0+32\cdot4},\ ...,\ k_{31+32\cdot4},$$
$$k_{0+32\cdot5},\ ...,\ k_{31+32\cdot5},\ k_{0+32\cdot6},\ ...,\ k_{31+32\cdot6}.$$

Блок $T(6)$ циклически сдвигается налево 29 битов и результат обозначается через $T(7)$:

$$T(7) = T(6) <<< 29 = t_{29}(6)t_{30}(6)...t_{255}(6)t_0(6)...t_{28}(6) =$$
$$= t_0(7)t_1(7)...t_{255}(7).$$

От блока $T(7)$ генерируется последние 32 байта ключа следующим образом:

$$k_{0+32\cdot7} = t_0(7)t_1(7)...t_7(7)\quad k_{1+32\cdot7} = t_8(7)t_9(7)...t_{15}(7),\ ...,$$
$$k_{31+32\cdot7} = t_{248}(7)t_{249}(7)...t_{255}(7).$$

4. Используя, генерированных ключей и с помощью S-блока на основе несложных преобразований генерируется новый 256 байтовый ключ KR:

4.1. i=0; j=0;

4.2. j=($j + S_i + k_i$) mod 256;

4.3. P=S_i; Q=S_j;

4.4. S_i =Q; S_j =P;

4.5. Проверяется условие i<255. Если выполняется это условие, то пологая i=i+1 переходится к шагу 4.2., иначе переход к следующему шагу;

4.6. i=0; j=0; l=0;

4.7. i=(i+1) mod 256;

4.8. j=(j+S_i) mod 256;

4.9. P=S_i; Q=S_j;

4.10. S_i =Q; S_j =P;

4.11. t=(S_i+S_j) mod 256;

4.12. kr_l=S_t;

4.13. l=l+1;

4.14. Проверяется условие l<256. Если выполняется это условие, то переходится к шагу 4.7., иначе заканчивается генерации ключа $KR = kr_0, kr_1,..., kr_l,..., kr_{255}$.

5. Полагается i=0 и $T(0) = M_n$.

6.Ключ $KRI = kr_{0+32\cdot i}$, ... , $kr_{31+32\cdot i}$ (*áèò î â*) и блоком $T(0) = t_0(0)...t_7(0)t_8(0)...t_{15}(0)...t_{248}(0)...t_{255}(0)$ выполняем операцию XOR и обозначим результат этой операции через $H(0) = h_0(0)h_1(0)...h_{255}(0)$, т. е. $KRI \oplus T(0) = H(0)$.

7. Полученный 256-битовой блок разделяется на четыре 64-битовые блоки $X = h_0(0)...h_{63}(0)$,

$$Y = h_{64}(0)...h_{127}(0),\ Z = h_{128}(0)...h_{191}(0),$$

$W = h_{192}(0)...h_{255}(0)$ и вычисляется значения следующих логических функций:

$$F(X;Y;Z;W) = (\overline{X} \wedge Y) \wedge (Z \oplus W) \oplus W;$$
$$G(X;Y;Z;W) = \overline{W} \wedge ((X \wedge Z) \oplus \overline{Y}) \oplus (Z \wedge W);$$
$$R(X;Y;Z;W) = (X \wedge Y \wedge \overline{Z}) \oplus (Z \wedge \overline{W}) \oplus (\overline{X} \wedge W) \oplus (Y \wedge W);$$
$$V(X;Y;Z;W) = (Y \wedge W \wedge \overline{Z}) \oplus (Z \wedge \overline{W}) \oplus \overline{X}.$$

Здесь побитовые логические операции AND, OR, NOT, XOR обозначены соответственно знаками $\wedge$, $\vee$, $\overline{\ }$, $\oplus$. Значения этих логических функций будет 64-битовыми блоками.

8. Обозначается через $L(0)$ 256-битовой блок, полученный в результате конкатенации четырёх 64-битовых блоков значения логических функций, т.е.

$$L(0) = F(X;Y;Z;W) \,||\, G(X;Y;Z;W) \,||\, R(X;Y;Z;W) \,||\, V(X;Y;Z;W) = l_0(0)l_1(0)...l_{255}(0)\,.$$

9. Обозначается через $\grave{A}(0)$ 512-битовой блок, результат конкатенации $H(0)$ и $L(0)$, т.е., $A(0) = H(0) \,||\, L(0) = h_0(0)h_1(0)...h_{255}(0)l_0(0)l_1(0)...l_{255}(0) = = a_0(0)a_1(0)...a_{511}(0)$

10. Разделяется блок $\grave{A}(0)$ по 4 бита следующим образом:

$a_0(0)a_1(0)a_2(0)a_3(0) = x_0$,
$a_4(0)a_5(0)a_6(0)a_7(0) = y_0$,
$a_8(0)a_9(0)a_{10}(0)a_{11}(0) = x_1$,
$a_{12}(0)a_{13}(0)a_{14}(0)a_{15}(0) = y_1$, ... ,
$a_{0+8\alpha}(0)a_{1+8\alpha}(0)a_{2+8\alpha}(0)a_{3+8\alpha}(0) = x_\alpha$,
$a_{4+8\alpha}(0)a_{5+8\alpha}(0)a_{6+8\alpha}(0)a_{7+8\alpha}(0) = y_\alpha$, ... ,
$a_{0+8\cdot63}(0)a_{1+8\cdot63}(0)a_{2+8\cdot63}(0)a_{3+8\cdot63}(0) = x_{63}$,
$a_{4+8\cdot63}(0)a_{5+8\cdot63}(0)a_{6+8\cdot63}(0)a_{7+8\cdot63}(0) = y_{63}$.

Обозначается: $x_\alpha \,||\, y_\alpha = b_\alpha$.

11. По данной таблице сжатия, в которой определенном порядке расположены числа от 0 до 15, однобайтовый блок b_α преобразуется в полубайтовый блок, расположенный в пересечении строки x_α и столбца y_α (табл. 1).

Таблица 1.

	0	1	2	...	y_α	…	15
0	$d_0(0)$	$d_1(0)$	$d_2(0)$	...	$d_{y_\alpha}(0)$	...	$d_{15}(0)$
1	$d_0(1)$	$d_1(1)$	$d_2(1)$	...	$d_{y_\alpha}(1)$	...	$d_{15}(1)$
2	$d_0(2)$	$d_1(2)$	$d_2(2)$	...	$d_{y_\alpha}(2)$	...	$d_{15}(2)$
…	...	...	...	...	...	...	...
x_α	$d_0(x_\alpha)$	$d_1(x_\alpha)$	$d_2(x_\alpha)$	...	$d_{y_\alpha}(x_\alpha)$	...	$d_{15}(x_\alpha)$
…	...	...	...	...	...	...	...
15	$d_0(15)$	$d_1(15)$	$d_2(15)$	...	$d_{y_\alpha}(15)$	...	$d_{15}(15)$

Если обозначить через $\grave{O}\tilde{N}$ преобразование таблицы сжатия, то через $\grave{O}(1)$ обозначается 256-битовой блок полученный в результате этого преобразования:

$\grave{O}\tilde{N}(\tilde{o}_0 y_0 \tilde{o}_1 y_1 ... \tilde{o}_{63} y_{63})(512\,\acute{a}\grave{e}\grave{o}) =$
$= d_{y_{63}}(x_0)d_{y_0}(x_{63})d_{y_{62}}(x_1)d_{y_1}(x_{62})...d_{y_{32}}(x_{31})d_{y_{31}}(x_{32})(256\,\acute{a}\grave{e}\grave{o}) =$
$= t_0(1)t_1(1)..t_{255}(1) = T(1).$

12. i=i+1.

13. Проверяется условие i<8. Если выполняется это условие, то полагается $T(0) = T(1)$, и осуществляется переход к шагу 6, иначе переход к следующему шагу.

14. $H = T(1)$.

15. n=n+1.

16. Проверяется условие $n \le N$. Если выполняется это условие, то осуществляется переход к шагу 2, иначе полученное значение H принимается за хэш - значением сообщения M.

Анализ результатов

Вычисление значения хеш-функции одного j-го блока представляется в виде:

$$T_i(1) = TC\{T_i(0) \oplus KRI_i \,|\, |F[T_i(0) \oplus KRI_i]G[T_i(0) \oplus \oplus KRI_i]R[T_i(0) \oplus KRI_i]V[T_i(0) \oplus KRI_i]\}, \quad (1)$$

где $T_1(0)$ – j-ый блок хешируемого сообщения; $T_i(0) = T_i(1)$, i=1,2,…,8; $H_j = T_8(1)$.

Для следующего блока хешируемого сообщения, ключи KRI_i генерируются заново по хеш значению предыдущего блока $H_j = T_8(1)$, а для первого блока ключи KRI_i генерируются от начального блока хешируемого сообщения.

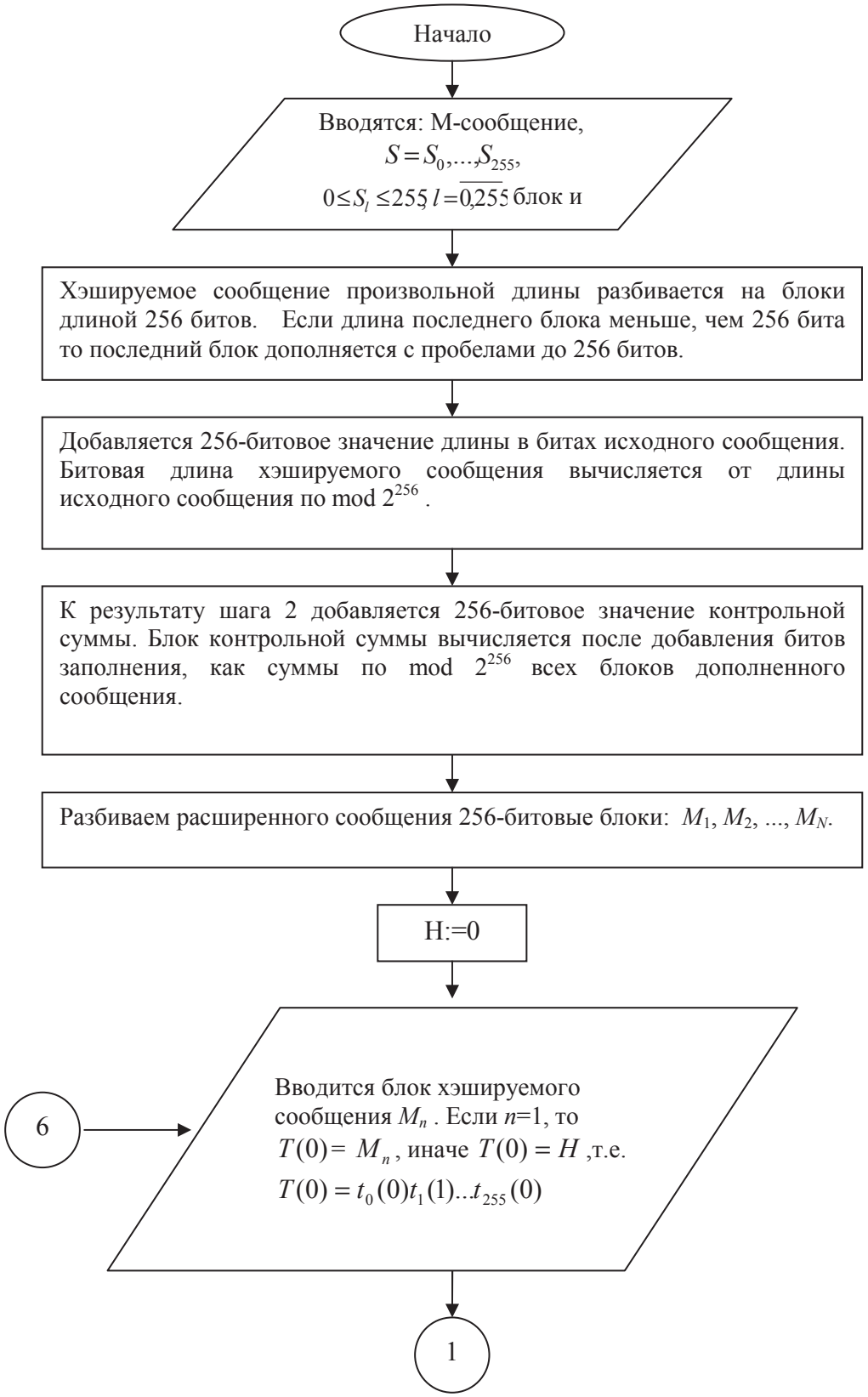
В правой 256-битовой части конкатенации выражения (1) функции $F[H_i(0)]$, $G[H_i(0)]$, $R[H_i(0)]$, $V[H_i(0)]$ дают перемешивание и рассеивание блока $H_i(0)$, который представляет собой левую 256-битовую часть 512-битовой конкатенации. Кроме того, конструкции этих функции позволяют преобразовать разные 256 – битовых блоков на разные 256 –битовые блоки, что после 8-и раундого цикла, не снижает стойкости хеш-функции.

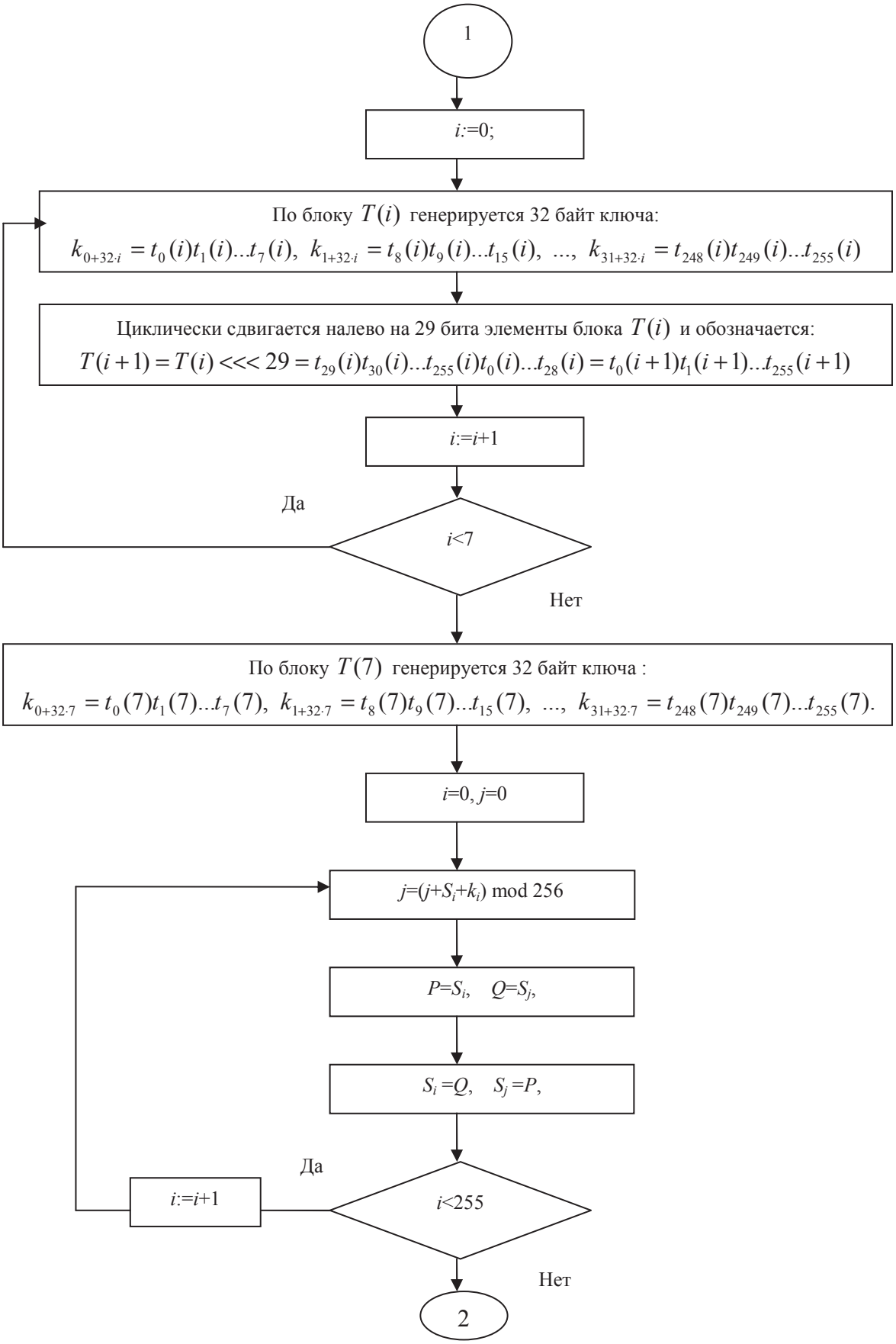
Заключение

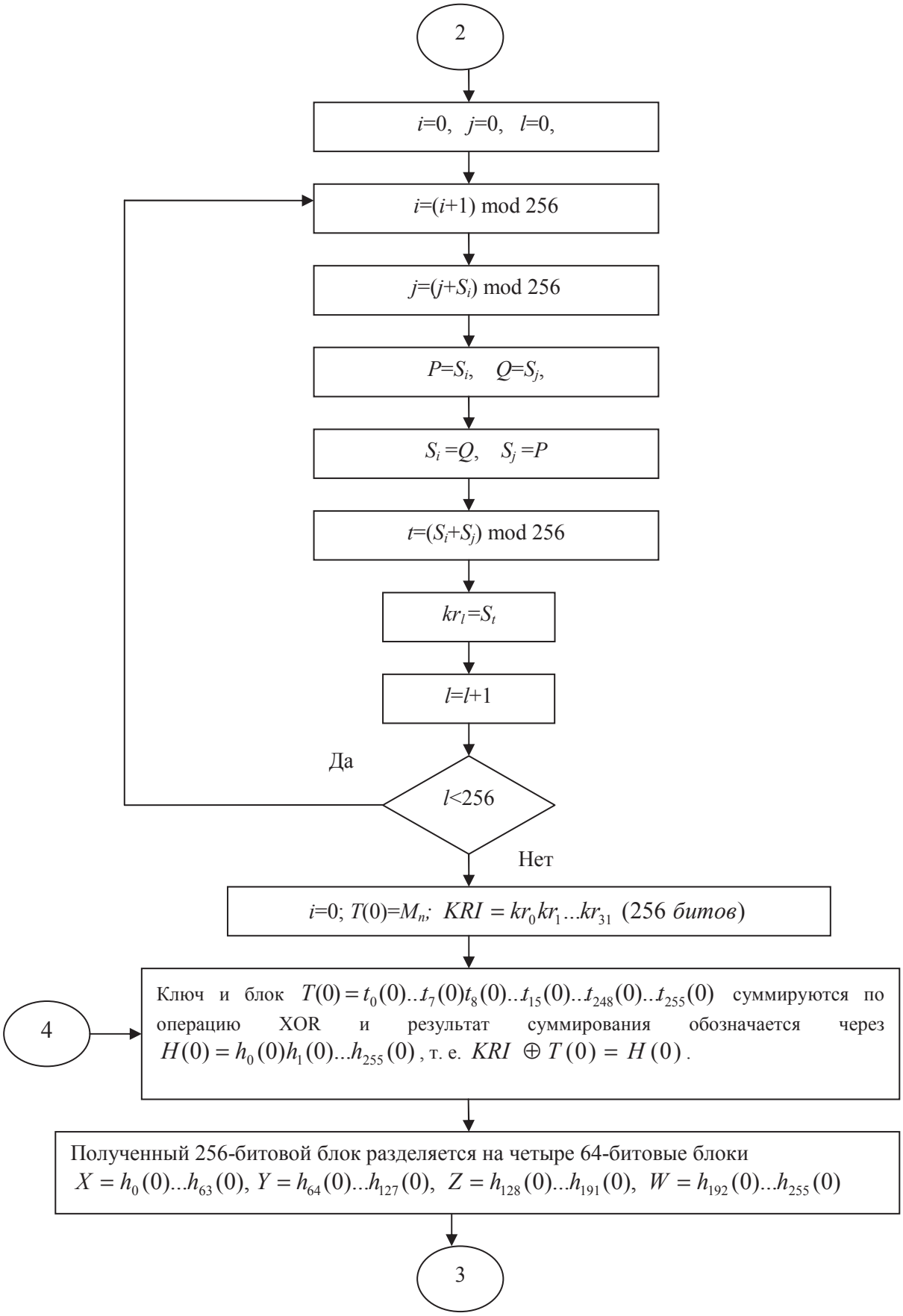
На основе идеи разработки предлагаемого алгоритма хеш-функции используются комбинацию преобразований: побитное сложение по mod 2, S-блок, таблица сжатия, логические функции. Генерация базовых преобразования с указанными свойствами со стороны (по усмотрению) группы пользователей является один из основных преимуществ в приложениях.

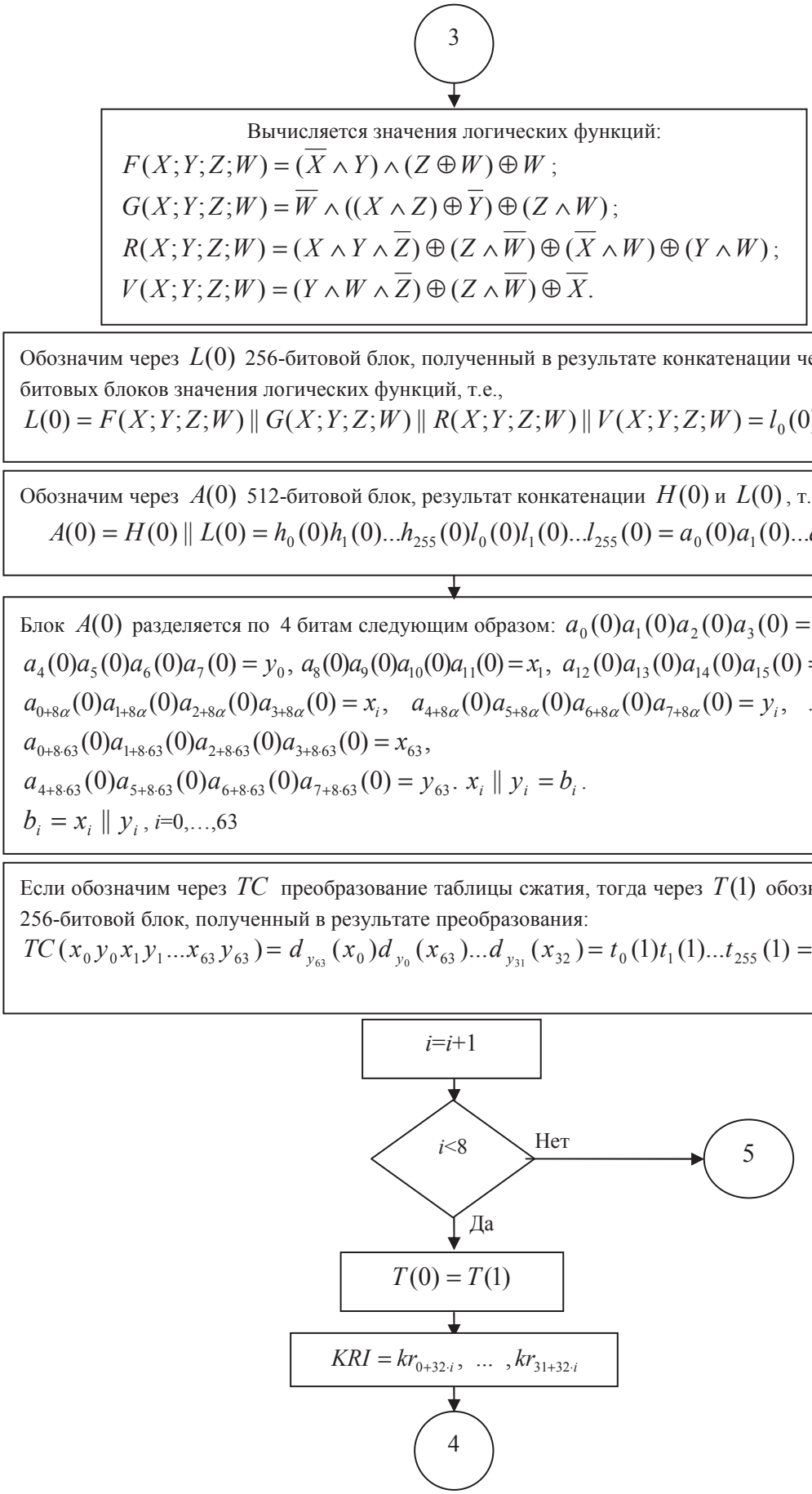
И конструкция и преобразования алгоритма имеют перспективного приложения так как их основы являются универсальными и гибкими к приложениям.

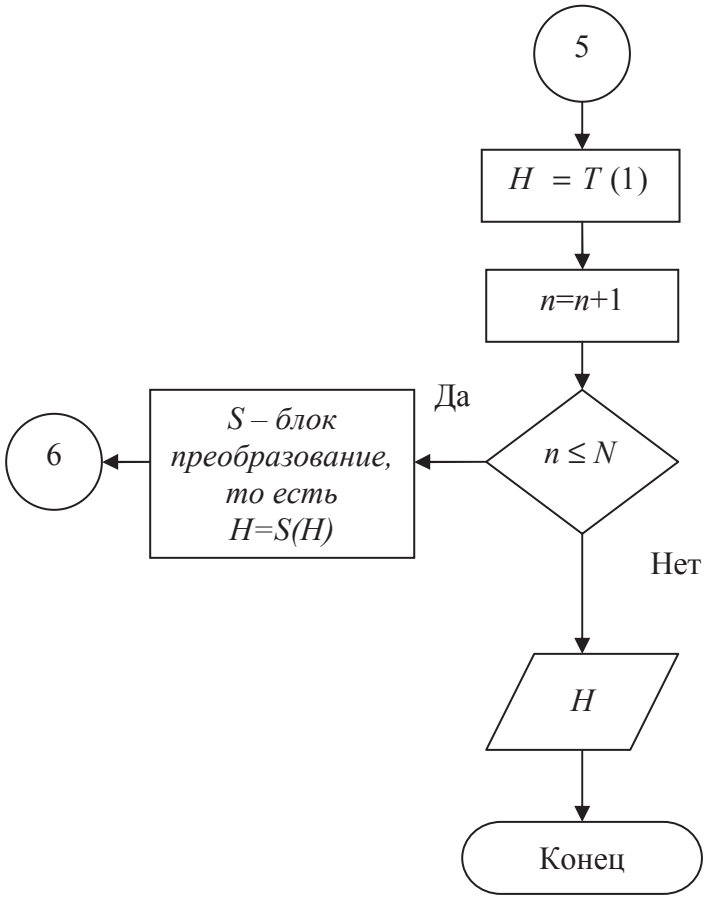
ПРИЛОЖЕНИЕ А. Блок-схема функции хеширования




1
i:=0;
По блоку $T(i)$ генерируется 32 байт ключа:
$k_{0+32\cdot i} = t_0(i)t_1(i)...t_7(i),\ k_{1+32\cdot i} = t_8(i)t_9(i)...t_{15}(i),\ ...,\ k_{31+32\cdot i} = t_{248}(i)t_{249}(i)...t_{255}(i)$
Циклически сдвигается налево на 29 бита элементы блока $T(i)$ и обозначается:
$T(i+1) = T(i) <<< 29 = t_{29}(i)t_{30}(i)...t_{255}(i)t_0(i)...t_{28}(i) = t_0(i+1)t_1(i+1)...t_{255}(i+1)$
i:=i+1
Да
i<7
Нет
По блоку $T(7)$ генерируется 32 байт ключа :
$k_{0+32\cdot 7} = t_0(7)t_1(7)...t_7(7),\ k_{1+32\cdot 7} = t_8(7)t_9(7)...t_{15}(7),\ ...,\ k_{31+32\cdot 7} = t_{248}(7)t_{249}(7)...t_{255}(7).$
i=0, j=0
j=(j+S_i+k_i) mod 256
P=S_i, Q=S_j,
S_i =Q, S_j =P,
Да
i:=i+1
i<255
Нет
2


2
i=0, j=0, l=0,
i=(i+1) mod 256
j=(j+S_i) mod 256
P=S_i, Q=S_j,
S_i =Q, S_j =P
t=(S_i+S_j) mod 256
kr_l=S_t
l=l+1
Да
l<256
Нет
i=0; $T(0)$=M_n; $KRI = kr_0 kr_1 ... kr_{31}$ (256 *битов*)
4
Ключ и блок $T(0) = t_0(0)..t_7(0)t_8(0)..t_{15}(0)..t_{248}(0)..t_{255}(0)$ суммируются по операцию XOR и результат суммирования обозначается через $H(0) = h_0(0)h_1(0)...h_{255}(0)$, т. е. $KRI \oplus T(0) = H(0)$.
Полученный 256-битовой блок разделяется на четыре 64-битовые блоки
$X = h_0(0)...h_{63}(0)$, $Y = h_{64}(0)...h_{127}(0)$, $Z = h_{128}(0)...h_{191}(0)$, $W = h_{192}(0)...h_{255}(0)$
3


3
Вычисляется значения логических функций:
$F(X;Y;Z;W) = (\overline{X} \wedge Y) \wedge (Z \oplus W) \oplus W$;
$G(X;Y;Z;W) = \overline{W} \wedge ((X \wedge Z) \oplus \overline{Y}) \oplus (Z \wedge W)$;
$R(X;Y;Z;W) = (X \wedge Y \wedge \overline{Z}) \oplus (Z \wedge \overline{W}) \oplus (\overline{X} \wedge W) \oplus (Y \wedge W)$;
$V(X;Y;Z;W) = (Y \wedge W \wedge \overline{Z}) \oplus (Z \wedge \overline{W}) \oplus \overline{X}$.
Обозначим через $L(0)$ 256-битовой блок, полученный в результате конкатенации четырёх 64-битовых блоков значения логических функций, т.е.,
$L(0) = F(X;Y;Z;W) \| G(X;Y;Z;W) \| R(X;Y;Z;W) \| V(X;Y;Z;W) = l_0(0)l_1(0)...l_{255}($
Обозначим через $A(0)$ 512-битовой блок, результат конкатенации $H(0)$ и $L(0)$, т.е.,
$A(0) = H(0) \| L(0) = h_0(0)h_1(0)...h_{255}(0)l_0(0)l_1(0)...l_{255}(0) = a_0(0)a_1(0)...a_{511}(0)$
Блок $A(0)$ разделяется по 4 битам следующим образом: $a_0(0)a_1(0)a_2(0)a_3(0) = x_0$,
$a_4(0)a_5(0)a_6(0)a_7(0) = y_0$, $a_8(0)a_9(0)a_{10}(0)a_{11}(0) = x_1$, $a_{12}(0)a_{13}(0)a_{14}(0)a_{15}(0) = y_1$, ... ,
$a_{0+8\alpha}(0)a_{1+8\alpha}(0)a_{2+8\alpha}(0)a_{3+8\alpha}(0) = x_i$, $a_{4+8\alpha}(0)a_{5+8\alpha}(0)a_{6+8\alpha}(0)a_{7+8\alpha}(0) = y_i$, ... ,
$a_{0+8\cdot63}(0)a_{1+8\cdot63}(0)a_{2+8\cdot63}(0)a_{3+8\cdot63}(0) = x_{63}$,
$a_{4+8\cdot63}(0)a_{5+8\cdot63}(0)a_{6+8\cdot63}(0)a_{7+8\cdot63}(0) = y_{63}$. $x_i \| y_i = b_i$.
$b_i = x_i \| y_i$, i=0,…,63
Если обозначим через TC преобразование таблицы сжатия, тогда через $T(1)$ обозначается 256-битовой блок, полученный в результате преобразования:
$TC(x_0y_0x_1y_1...x_{63}y_{63}) = d_{y_{63}}(x_0)d_{y_0}(x_{63})...d_{y_{31}}(x_{32}) = t_0(1)t_1(1)...t_{255}(1) = T(1)$.
i=i+1
i<8
Нет
5
Да
$T(0) = T(1)$
$KRI = kr_{0+32\cdot i}$, ... , $kr_{31+32\cdot i}$
4



Литература

1. Шнайер Б. Прикладная криптография. Протоколы, алгоритмы, исходные тексты на языке Си. –М.: издательство ТРИУМФ, 2003 - 816 с.
2. Алферов А. П., Зубов А. Ю., Кузьмин А. С., Черемушкин А. В. Основы криптографии: Учебное пособие, 2-е изд. –М.: Гелиос АРВ, 2002.-480 с.
3. Харин Ю. С., Берник В. И., Матвеев Г. В., Агиевич С. Г. «Математические и компьютерные основы криптологии» ООО «Новое знание» 2003 г. 381 с.
4. Соловьев Ю. П. Рациональные точки на эллиптических кривых /Соросовский образовательный журнал, №10, 1997, 138-143 стр5. Darrel Hankerson, Alfred T.Meners, Scott Vanstone. Guide to elliptic gurve cryptography. QA76. 9. A 25 H 37 2003.- 311 p.
6. Акбаров Д. Е. Ахборот хавфсизлигини таъминлашнинг криптографик усуллари ва уларнинг қўлланилиши – Тошкент, “Ўзбекистон маркаси” 2009 – 432 б.

УДК 681.3 : 621

Д. Є. Акбаров, Ш. А. Умаров

Ферганська філія Ташкентського університету інформаційних технологій, м. Фергана, Узбекистан

АЛГОРИТМ ХЕШ-ФУНКЦІЇ З НОВИМИ БАЗОВИМИ ПЕРЕТВОРЕННЯМИ

Обгрунтовано даний алгоритм і процедура обчислення хеш-функції (ХФ) для будь-якій послідовності двійкових символів, які застосовуються в криптографічних методах обробки та захисту інформації, у тому числі для реалізації процедур електронного цифрового підпису (ЕЦП) при передачі, обробці та зберіганні інформації в автоматизованих системах.

Пропонований алгоритм запропоновано конструювати на основі нових крипто стійких перетворень: S-блок перетворень байтів, таблиця стиснення, логічні функції, які за властивостями забезпечать ефективні поширення і розсіювання блоків і підблоків хешіруемих повідомлень.

Ключові слова: алгоритм, хеш-функція, електронно цифровий підпис, S-блок перетворень байтів, таблиця стиснення, логічна функція.

D. E. Akbarov, Sh. A. Umarov
Fergana branch of the Tashkent university information technologies, Fergana, Uzbekistan

ALGORITHM OF HASHING FUNCTION WITH NEW BASIC CONVERSIONS

This algorithm and procedure of computation of the hashing function (HF) for any sequence of binary characters which are applied in cryptography methods of processing and information security, including to implementation of procedures of the digital signature (DS) by transmission, processing and information storage in automated systems. The offered algorithm is constructed on the basis of new crypto permanent conversions: S-block conversions of bytes, the table of compression, logic functions which on properties will provide effective distribution and dispersion of units and under units of the hashed messages.

Keywords: algorithm, hashing function, electronically sign-code signature, S-block conversions of bytes, table of compression, logic function.

Надійшла до редакції
26 квітня 2016 року

Рецензовано
11 травня 2016 року