УДК 681.322

**В.В. Мартинюк, В.Д. Кротов, О.Г. Цатурян**

# УДОСКОНАЛЕННЯ ЗАСТОСУВАННЯ АЛГОРИТМУ КРИПТОГРАФІЧНОГО ПЕРЕТВОРЕННЯ ГОСТ 28147-89 В РЕЖИМАХ ГАМУВАННЯ ТА ГАМУВАННЯ ЗІ ЗВОРОТНІМ ЗВ'ЯЗКОМ

В даній статті представлені пропозиції щодо удосконалення застосування алгоритму криптографічного перетворення, який описаний в ГОСТ 28147-89 "Системи обробки інформації. Захист криптографічний. Алгоритм криптографічного устаткування" в різних режимах гамування для передачі текстової, графічної та аналогової інформації. Удосконалений алгоритм може бути використаний для захисту інформації в автоматизованих системах управління військового призначення. Враховуючи це повстала проблема – якомога більше відокремити людину від керування ключами та захистити їх на всіх стадіях існування. У зв'язку з цим, нижче буде описано рішення цієї проблеми, за допомогою якого ГОСТ можна зробити теоретично недешифруємим.

***Ключові слова:*** алгоритм криптографічного перетворення, синхропосилка, криптостійкість.

## Вступ

Методи криптографічного захисту інформації передбачають як програмне, так і апаратне шифрування. Програмна реалізація шифрування дешевше та практичніше. Тому, криптографічний стандарт ГОСТ 28147-89 (надалі ГОСТ) доцільно використовувати для захисту інформації, яка циркулює в комп'ютерних мережах або з'єднаних окремих ПЕОМ.

Та не зважаючи на це, система захисту в цілому не може бути надійніше окремих її компонентів [1]. А компонентами такої системи будуть людина, програмний продукт, ПЕОМ, канал зв'язку (лінія з'єднання). Для того, щоб зламати систему, необхідно зламати один з її найслабкіших компонентів. Самий ненадійний ланцюг системи – людина. Бо користувач володіє ключами – а це є стержнева основа криптостійкості любої криптографічної системи.

## Постановка задачі

Криптосхема, яка реалізує шифрування в режимі гамування представлена на рис. 1.

Криптосхема, приведена на рис. 1, містить [2]:

- ключовий запам'ятовуючий пристрій (КЗП) на 256 біт, що складається з восьми 32-розрядних накопичувачів ($X_0$, $X_1$, $X_2$, $X_3$, $X_4$, $X_5$, $X_6$, $X_7$);
- чотири 32-розрядних накопичувачі ($N_1$, $N_2$, $N_3$, $N_4$);
- два 32-розрядних накопичувачі ($N_5$, $N_6$) із записаними в них постійними значеннями $C_2$, $C_1$ (константи);
- два 32-розрядних суматора за модулем $2^{32}$ ($СМ_1$, $СМ_3$);
- 32- розрядний суматор порозрядного підсумовування за модулем 2 ($СМ_2$);
- 32-розрядний суматор за модулем ($2^{32}$-1) ($СМ_4$);
- суматор за модулем 2 ($СМ_5$), обмеження на розрядність суматора $СМ_5$ не накладається;
- блок підстановки (К);
- регістр циклічного зрушення на одинадцять кроків убік старшого розряду (R).

Блок підстановки К складається з восьми вузлів заміни $К_1$, $К_2$, $К_3$, $К_4$, $К_5$, $К_6$, $К_7$, $К_8$ з пам'яттю на 64 бита кожний.

Ключовою системою в ГОСТі в режимі гамування є:

- ключ довжиною 256 біт, який знаходиться в КЗП (ключовий запам'ятовуючий пристрій);
- блок підстановок К (довгостроковий ключ, який можна представити у вигляді комутатора 32 х 32);
- синхропосилка 64 біт (сеансовий ключ).

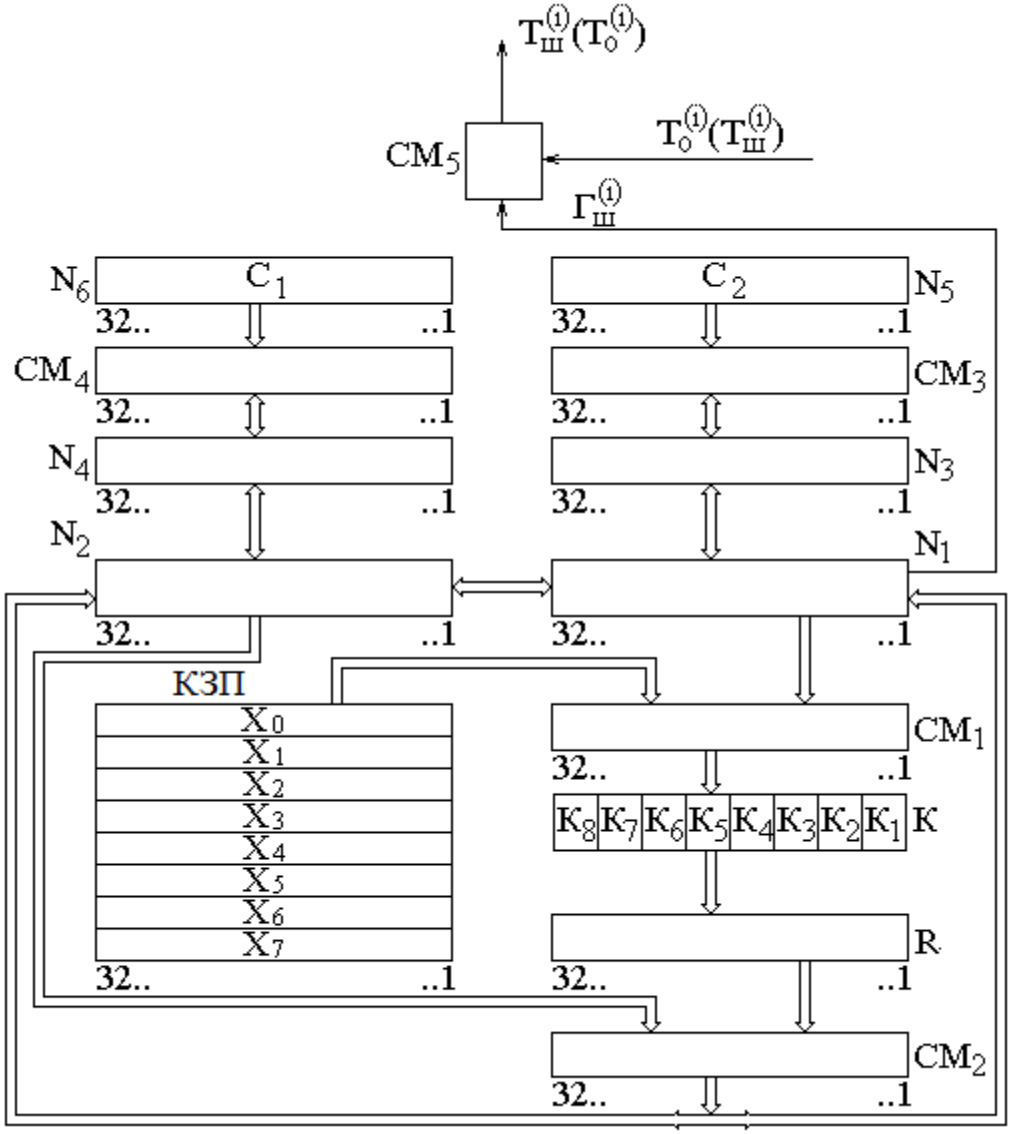



Рис.1. Криптосхема алгоритму ГОСТ 28147-89 в режимі гамування.

**Обмеження**

1. Вихідний текст можливо відтворити із зашифрованого тексту лише за допомогою ключа дешифрування [3, 4];

2. Послідовне перебирання можливих ключів дешифрування, з метою відтворення вихідного тексту, потребує неозоро великого часу обчислень або дуже великих затрат на реалізацію цих обчислень, та час на дешифрування завжди перевищує час “старіння” зашифрованої інформації;

3. Число можливих діючих ключів повинно бути непереборно великим (межа числа елементарних обчислень дорівнює $10^{70}$);

4. Інформація про алгоритм шифрування не повинна впливати на стійкість до злому системи шифрування;

5. Виключення читання “назад” (при захопленні криптографічної системи з ключами);

6. Статистика повідомлення повинна бути в значній мірі виключена зі статистики криптограм;

7. Незначна зміна ключа шифрування повинна приводити до суттєвих змін криптограми одного і того ж тексту;

8. Незначна зміна вихідного тексту повинна приводити до суттєвих змін криптограми в разі використання одного і того ж ключа;

9. Структурні елементи алгоритму шифрування повинні бути незмінними;

10. Додаткові біти, які вводять у повідомлення в процесі шифрування, повинні бути надійно замасковані в зашифрованому тексті;

11. Довжина зашифрованого повідомлення не повинна бути більшою, ніж саме повідомлення;

12. Не повинно бути простих залежностей між ключами, які послідовно використовують під час шифрування;

13. Стійкість шифру повинна зберігатися й у тому випадку, коли відомі деякі частини відкритого повідомлення, що передавалося, відповідно прийнятій криптограмі.

**Основна частина**

**Шифрування відкритих даних у режимі гамування:**

Відкриті дані, розбиті на 64-розрядні блоки $T_0^{(1)}$, $T_0^{(2)}$, …, $T_0^{(M-1)}$, $T_0^{(M)}$, зашифровуються в режимі гамування шляхом порозрядного додавання по модулю 2 у суматорі $СМ_5$ з гамою шифру $Г_ш$, що виробляється блоками по 64 бита, тобто

$$Г_ш=(Г_ш^{(1)}, Г_ш^{(2)}, …, Г_ш^{(M-1)}, Г_ш^{(M)}),$$

де M – визначається обсягом шифруємих даних.

$Г_ш^{(i)}$ – і-й 64-розрядний блок, i=1÷M, число двійкових розрядів у блоці $T_0^{(M)}$ може бути менше 64, при цьому невикористана для шифрування частина гами шифру з блоку $Г_ш^{(M)}$ відкидається.

У КЗП вводяться 256 біт ключа. У накопичувачі $N_1$, $N_2$ вводиться 64-розрядна двійкова послідовність (синхропосилка) $S=(S_1, S_2, …, S_{64})$, яка є вихідним заповненням цих накопичувачів для наступного вироблення M блоків гами шифру. Синхропосилка вводиться в $N_1$ і $N_2$ так, що значення $S_1$ вводиться в 1-й розряд $N_1$, значення $S_2$ вводиться в 2-й розряд $N_1$, і т.д., значення $S_{32}$ вводиться в 32-й розряд $N_1$; значення $S_{33}$ вводиться в 1-й розряд $N_2$, значення $S_{34}$ уводиться в 2-й розряд $N_2$ і т.д., значення $S_{64}$ вводиться в 32-й розряд $N_2$.

Вихідне заповнення накопичувачів $N_1$ і $N_2$ (синхропосилка S) зашифровується в режимі простої заміни. Результат шифрування переписується в 32-розрядні накопичувачі $N_3$ і $N_4$ так, що заповнення $N_1$ пересилається в $N_3$, а заповнення $N_2$ пересилається в $N_4$.

Заповнення накопичувача $N_4$ сумується по модулю $(2^{32}-1)$ у суматорі $СМ_4$ з 32-розрядною константою $C_1$ з накопичувача $N_6$, результат записується в $N_4$.

Заповнення накопичувача $N_3$ сумується по модулю $2^{32}$ у суматорі $СМ_3$ з 32-розрядною константою $C_2$ з накопичувачем $N_5$, результат записується в $N_3$.

Заповнення $N_3$ пересилається в $N_1$, а заповнення $N_4$ пересилається в $N_2$, при цьому заповнення $N_3$, $N_4$ зберігається.

Заповнення $N_1$ і $N_2$ зашифровується в режимі простої заміни. Отримане в результаті шифрування заповнення $N_1$, $N_2$ утворить перший 64-розрядний блок гами шифру $Г_ш^{(1)}$, що сумується порозрядно по модулю 2 у суматорі $СМ_5$ з першим 64-розрядним блоком відкритих даних $T_0^{(1)}=(t_1^{(1)}, t_2^{(1)}, …, t_{63}^{(1)}, t_{64}^{(1)})$... У результаті підсумовування виходить 64-розрядний блок зашифрованих даних $T_ш^{(1)}=(\tau_1^{(1)}, \tau_2^{(1)}, …, \tau_{63}^{(1)}, \tau_{64}^{(1)})$...

Значення $\tau_1^{(1)}$ блоку $T_ш^{(1)}$ є результатом підсумовування по модулю 2 у $СМ_5$ значення $t_1^{(1)}$ із блоку $T_0^{(1)}$ зі значенням 1-го розряду $N_1$, значення $\tau_2^{(1)}$ блоки $T_ш^{(1)}$ є результатом підсумовування по модулю 2 у $СМ_5$ значення $t_2^{(1)}$ із блоку $T_0^{(1)}$ зі значенням 2-го розряду $N_1$ і т.д., значення $\tau_{64}^{(1)}$ блоку $T_ш^{(1)}$ є результатом підсумовування по модулю 2 у $СМ_5$ значення $t_{64}^{(1)}$ із блоку $T_0^{(1)}$ зі значенням 32-го розряду $N_2$.

Для одержання наступного 64-розрядного блоку гами шифру $Г_ш^{(2)}$ заповнення $N_4$ сумується по модулю $(2^{32}-1)$ у суматорі $СМ_4$ з константою $C_1$ з $N_6$, заповнення $N_3$ сумується по модулю $2^{32}$ у суматорі $СМ_3$ з константою $C_2$ з $N_5$. Нове заповнення $N_3$ пересилається в $N_1$, а нове заповнення $N_4$ пересилається в $N_2$, при цьому заповнення $N_3$ і $N_4$ зберігається.

Заповнення $N_1$ і $N_2$ зашифровується в режимі простої. Отримане в результаті шифрування заповнення $N_1$, $N_2$ утворить другий 64-розрядний блок гами шифру $Г_ш^{(2)}$, що сумується порозрядно по модулю 2 у суматорі $СМ_5$ із другим блоком відкритих даних $T_0^{(2)}$. Аналогічно виробляються блоки гами шифру $Г_ш^{(3)}$, $Г_ш^{(4)}$ …, $Г_ш^{(M)}$ і зашифровуються блоки відкритих даних $T_0^{(3)}$, $T_0^{(4)}$ …, $T_0^{(M)}$. Якщо довжина останнього М-го блоку відкритих даних $T_0^{(M)}$ менше 64 біт, то з останнього М-го блоку гами шифру $Г_ш^{(M)}$ для шифрування використовується тільки відповідне число розрядів гами шифру, інші розряди відкидаються.

**Розшифрування зашифрованих даних у режимі гамування:**

При розшифруванні криптосхема має той же вид, що і при шифруванні (див. рис. 1). У КЗП вводяться 256 біт ключа, за допомогою якого здійснювалося шифрування даних $T_0^{(1)}$, $T_0^{(2)}$ …, $T_0^{(M)}$ при цьому $T_0^{(M)}$ може містити менше 64 розрядів.

Звичайно, що для розшифрування необхідна одна і та ж синхропосилка, тому у канал зв'язку передається синхропосилка S і блоки зашифрованих даних $Т_ш^{(1)}$, $Т_ш^{(2)}$ …, $Т_ш^{(M)}$. Із вимоги унікальності гами, невиконання якої приводить до катастрофічного зниження стійкості шифру, випливає, що для шифрування двох різних масивів даних на одному ключі необхідно забезпечити використання різних синхропосилок . Це призводить до необхідності зберігати або передавати синхропосилку каналом зв'язку (що суттєво зменшує стійкість шифрування).

На перший погляд алгоритм криптографічного стандарту ГОСТ 28147-89 є бездоганним, але як застосовувати цей алгоритм в ГОСТі не визначено. Хоча, методика застосування, того, чи іншого криптографічного алгоритму, значно впливає на зменшення або підвищення його стійкості.

Тому пропонується:

1. Синхропосилку виробляти автоматично за методом “залікового відрізку” використовуючи для цього лінійні рекурентні регістри.

2. В криптосхему ГОСТа додати ще один накопичувач інформації ємністю 256 біт, який би за відповідним алгоритмом накопичував разову похідну ключа, а після закінчення кожного 32 циклу алгоритму шифрування, змінював ключове заповнення в КЗП стираючи попереднє.

**Алгоритм реалізації**

**Псевдовипадкові послідовності, які змінюються від одного перезапуску до другого:**

В ролі синхропосилки пропонується використовувати рекурентні послідовності. Схема, яка реалізує цю ідею представлена на рис. 2. [2, 5]

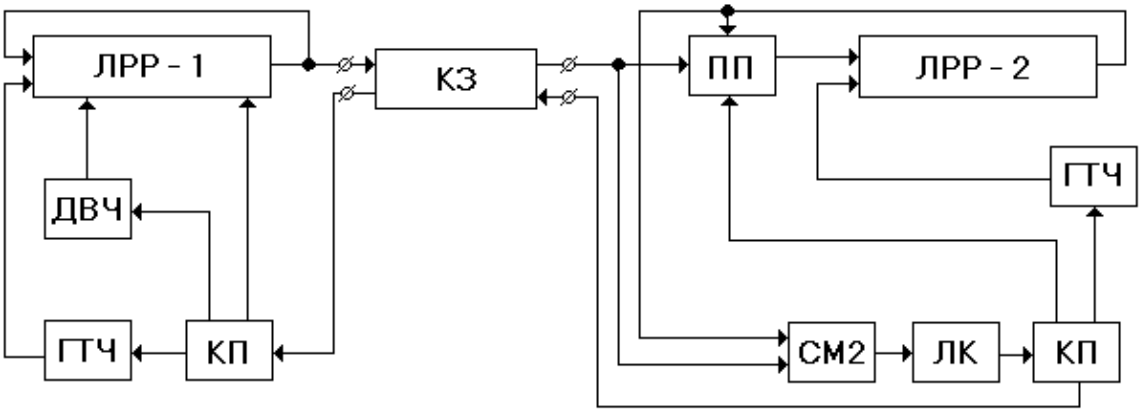



Рис.2. Схема виробітки синхропосилки по методу “залікового відрізка”.

На передаючій стороні вона складається з лінійного рекурентного регістру ЛРР-1 із зворотнім зв'язком, генератора шуму або датчику випадкових чисел (ДВЧ), генератору тактової частоти (ГТЧ), керуючого пристрою (КП).На приймальній стороні схема включає в

себе ЛРР-2, аналогічний ЛРР-1, генератор тактової частоти (ГТЧ), аналізатор у вигляді суматору по модулю 2 (СМ2), лічильник (ЛК), керуючий пристрій (КП), перемикаючий пристрій (ПП).

Для запуску системи на ЛРР-1 з ДВЧ подається будь-яка випадкова послідовність одиниць та нулів, що заповнює чарунки пам'яті регістру, пройшовши всі чарунки, ця ж послідовність подається у канал зв'язку (КЗ) . Після заповнення ЛРР-1 початковим заповненням, ДВЧ відключається, а інформація в ЛРР-1 циркулює по замкненому колу , паралельно передаючись у КЗ .

Приймальна сторона знаходиться в режимі чекання . Коли на вхід системи поступає послідовність двійкової інформації, вона поступово записується у ЛРР-2 та паралельно подається на вхід аналізуючого суматору СМ2. Доки на ЛРР-2 не буде задіяний зворотній зв'язок, СМ2 видає непередбачувану двійкову послідовність, при кожній одиниці лічильник ЛК повертається у нульове положення.

Після заповнення всіх n чарунок ЛРР-2 елементами синхропосилки, місцева рекурентна послідовність стає ідентичною з отриманою рекурентною послідовністю з каналу зв'язку (за умови відсутності помилок у КЗ). При цьому схема поелементного аналізу видає серію нулів.

Якщо k разів підряд буде мати місце співпадання елементів синхропосилки з елементами місцевої рекурентної послідовності, то на виході лічильника з'явиться сигнал, який поступить до керуючого пристрою, сигналізуючи про те, що системи працюють синфазно і синхронно. Перед цим лічильник відраховує певну кількість нулів, яку ми вибираємо, як "заліковий відрізок".

КП дає команду на ПП, який відключає ЛРР-2 від КЗ та переводить його в автономний режим роботи, перемикаючи ланцюг зворотного зв'язку. КП дає команду на передаючу сторону про зупинку ЛРР-1. Після зупинки ЛРР-1,

ЛРР-2 робить ще n тактів ( де n – максимальна ступінь поліному за яким було побудовано ЛРР), в результаті ми маємо в ЛРР-1 і ЛРР-2 однакові заповнення.

Знаючи значення ЛРР-1, що передається по КЗ, можливо частково відновити початкове заповнення ЛРР-1 та ЛРР-2. Таким чином можливо дізнатися про частину разового ключа. Щоб запобігти розкриттю синхропосилки застосовується перетворення наповнення ЛРР-1 і ЛРР-2 на певну кількість циклів, однакову на обох сторонах. Ця кількість задається контрольною сумою ключа який записано в КЗП.

Після повних перетворень заповнення ЛРР-1 та ЛРР-2 є однаковими, виробленими автоматично, невідомі ні криптоаналітику ні користувачу, і можуть бути використані у якості синхропосилки.

Для цього ЛРР-1 та ЛРР-2 побудовані на неприводимих, примітивних поліномах 64 ступеню.

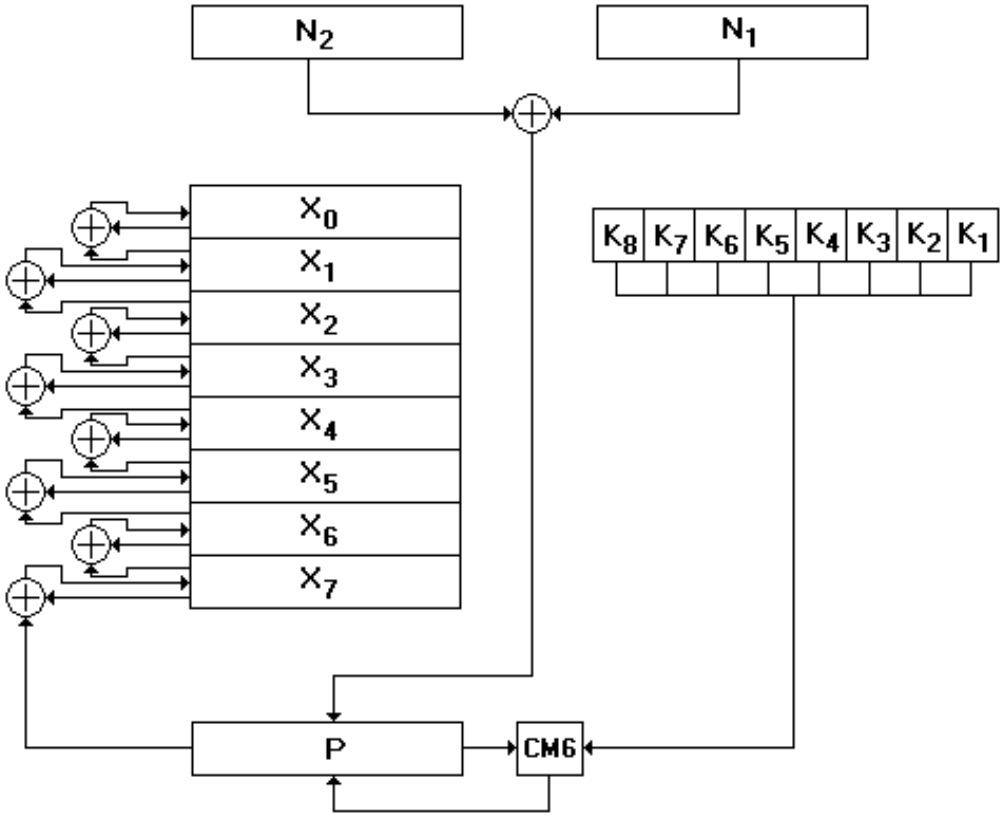
**Формування нових разових похідних ключових даних із проміжних гам:**

У зв'язку з тим, що ключові дані (КД) в криптосхемі алгоритму ГОСТ знаходяться в КЗП – це створює передумови для "читання назад". Однак від цього можливо позбавитися шляхом періодичного формування нових ключів із проміжних гам, і використовувати ці ключі в якості нових даних для КЗП. Період поновлення КД повинен бути вибраним таким чином щоби "читання назад" на цьому інтервалі часу не представляло серйозної небезпеки. [2, 6]

Разові похідні ключових даних виробляються автоматично без втручання користувача. Через певну кількість оброблених блоків інформації, разова похідна повністю замінює ключ, який зберігається в КЗП.

Для вироблення разової похідної ключа (рис. 3) використовується допоміжний 32-розрядний накопичувач Р. На початку роботи накопичувач Р містить двійкову послідовність як суму за модулем 2 двох частин синхропосилки $S_1$ і $S_2$. В кожному циклі роботи криптосхеми, значення накопичувача Р підсумовується за модулем 2 в СМ6 з 32

бітами двійкової інформації отриманої після блоку заміни К, після чого результат суми знову записується в накопичувач Р.




- де символ ⊕ виконує функцію суматора за модулем 2.

Рис.3. Блок-схема формування ключових даних з проміжних гам.

Після 32-го циклу роботи криптосхеми здійснюється заміна ключа в КЗП за наступним алгоритмом:

Значення накопичувачів $X_0$ і $X_1$ з КЗП підсумовується за модулем 2. Результат записується в накопичувач $X_0$. Потім аналогічно підсумовується значення накопичувачів $X_1$ і $X_2$, $X_2$ і $X_3$, $X_3$ і $X_4$, $X_4$ і $X_5$, $X_5$ і $X_6$, $X_6$ і $X_7$. Результати підсумовувань будуть записані у накопичувачі $X_1$, $X_2$, $X_3$, $X_4$, $X_5$, $X_6$ відповідно.

Значення накопичувача підсумовується за модулем 2 зі значенням накопичувача $X_7$ із КЗП. Результат суми записується в накопичувач $X_7$.

В математичному вигляді всі ці операції можна записати наступним чином:

$$X_0=X_0 \oplus X_1;\ X_1=X_1 \oplus X_2$$
$$X_2=X_2 \oplus X_3;\ X_3=X_3 \oplus X_4$$
$$X_4=X_4 \oplus X_5;\ X_5=X_5 \oplus X_6$$
$$X_6=X_6 \oplus X_7;\ X_7=X_7 \oplus P$$

Враховуючи все вищезазначене, після 32-го циклу роботи криптосхеми пройде заміна даних у КЗП. Це свідчить про те, що новий 32 цикловий період виробки наступного 64-бітного блоку гами шифру почнеться на нових, автоматично вироблених КД.

При чому початкове заповнення КЗП зберігається для організації наступних сеансів зв’язку.

**Висновки та рекомендації:**

Таким чином, в результаті удосконалення застосування ГОСТу отримуємо наступні переваги:

- одна з трьох компонент ключа виробляється автоматично, навіть оператор не знає синхропосилки;
- через 32 цикли, автоматично змінюється основний ключ в КЗП і буде змінюватись кожні 32 цикли. Тобто, кожний 64 бітний блок відкритих даних шифруватиметься на своєму, особистому, автоматично виробленому ключі, без втручання людини;
- при перехваті криптограми та захваті ПЕОМ на якому ця криптограма оброблялася, однозначного дешифрування не відбудеться.

**Література**

1. Конхейм А. Г. Основи криптографії / А. Г. Конхейм. – М.: Радіо і зв`язок, 1987.
2. ГОСТ 28147-89 Системи обробки інформації. Захист криптографічний. Алгоритм криптографічного устаткування.
3. Шеннон К. Роботи по теорії інформації та кібернетики / К. Шеннон. – М.: ИЛ, 1969.
4. Хоффман Л. Сучасні методи захисту інформації / Л. Хоффман. – М.: Радянське Радіо, 1980.
5. Жельников В. Криптографія від папірусу до комп`ютера / В. Жельников. – М.: ABF, 1996. – 336 с.
6. Романец В. Ю. Защита информации в компьютерных системах и сетях / В. Ю. Романец. – М.: Радио и связь, 2001. – 376 с.

Надійшла 06.02.2017 р. Рецензент: д.т.н., с.н.с. Грищук Р.В.