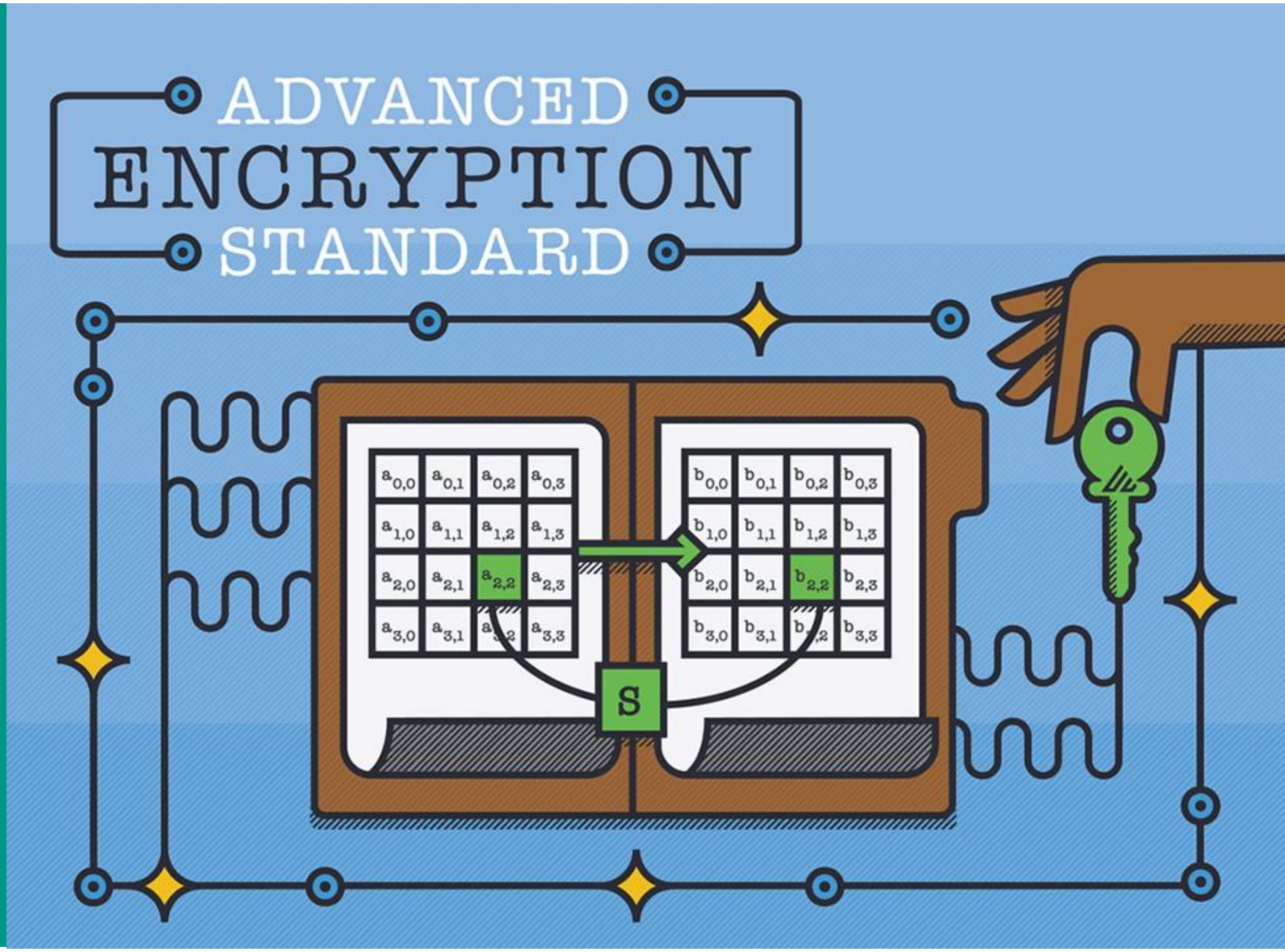
ЛЕКЦІЯ 4

ЖИТОМИРСЬКА ПОЛІТЕХНІКА
ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ

Удосконалений стандарт шифрування AES



План

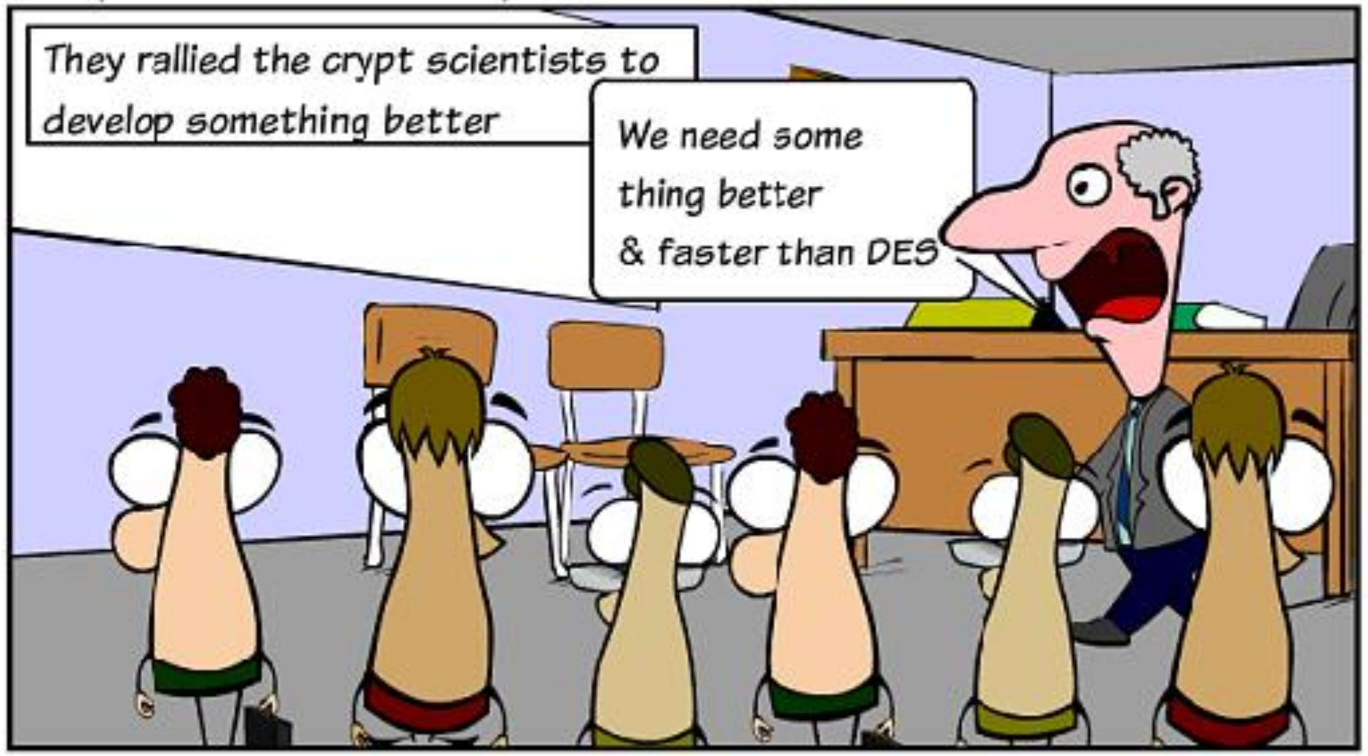
1. Історія появи AES
2. Математична база
3. Алгоритм AES
4. Режими виконання блокових шифрів

1. Історія появи AES

У 1997 р. NIST оголосив конкурс на на новий блоковий симетричний стандарт шифрування

Алгоритм повинен:

1) бути симетричним;
2) бути блоковим;
3) мати довжину блока 128 біт і підтримувати три довжини ключа: 128, 192 і 256 біт.



1. Історія появи AES

Алгоритми-фіналісти		
Алгоритм	**Хто створив**	**Країна**
MARS	IBM	US
RC6	R.Rivest & Co	US
Rijndael	V.Rijmen & J.Daemen	BE
Serpent	Universities	IS, UK, NO
TwoFish	B.Schneier & Co	US

1. Історія появи AES

У жовтні 2000 р. конкурс завершився. Переможцем став бельгійський алгоритм Rijndael, після чого був затверджений як стандарт та отримав назву AES (2001 рік)

Автори шифру Rijndael – бельгійські криптографи Вінсент Реймен та Йоан Дамен

Йоан Дамен

Вінсент Реймен

2. Математична база

Поле Галуа

Скінченне поле $GF(2^8)$ складається з многочленів вигляду

$$a(x) = a_7x^7 + a_6x^6 + a_5x^5 + a_4x^4 + a_3x^3 + a_2x^2 + a_1x + a_0,$$

де $a_i \in \{0,1\}$.

У вигляді многочлена $a(x)$ скінченого поля $GF(2^8)$ можна подати будь-який байт, що складається з бітів $a_7a_6a_5a_4a_3a_2a_1a_0$.

Приклад 2.1:

Байт: 01011010.

Многочлен: $0 \cdot x^7 + 1 \cdot x^6 + 0 \cdot x^5 + 1 \cdot x^4 + 1 \cdot x^3 + 0 \cdot x^2 + 1 \cdot x^1 + 0 =$

$= x^6 + x^4 + x^3 + x.$

2. Математична база

Додавання байтів

$$\forall a(x), b(x) \in GF(2^8)$$

$$a(x) + b(x) = c(x) = c_7x^7 + c_6x^6 + c_5x^5 + c_4x^4 + c_3x^3 + c_2x^2 + c_1x + c_0,$$

де $c_i = a_i \oplus b_i$

Приклад 2.2:

У двійковій формі:

$$\begin{array}{cccccccccc} & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ \oplus & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ \hline & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \end{array}$$

У вигляді многочленів додавання коефіцієнтів при однакових степенях відбувається за модулем 2 $(\mathbf{1} \cdot \boldsymbol{x}^7 + \mathbf{1} \cdot \boldsymbol{x}^7 = (\mathbf{1} \oplus \mathbf{1}) \cdot \boldsymbol{x}^7 = \mathbf{0} \cdot \boldsymbol{x}^7)$:

$$(\boldsymbol{x}^7 + \boldsymbol{x}^5 + \boldsymbol{x}^4 + \mathbf{1}) + (\boldsymbol{x}^7 + \boldsymbol{x}^3 + \boldsymbol{x}^2 + \boldsymbol{x} + \mathbf{1}) = \boldsymbol{x}^5 + \boldsymbol{x}^4 + \boldsymbol{x}^3 + \boldsymbol{x}^2 + \boldsymbol{x}$$

2. Математична база

Множення байтів

Для множення у полі $GF(2^8)$ в AES використовується нерозкладний многочлен $m(x) = x^8 + x^4 + x^3 + x + 1$

Два елементи поля $GF(2^8)$ множать за модулем $m(x)$ так:

1) Множать як звичайні многочлени;
2) Проміжний результат ділять на $m(x)$ і за остаточний результат приймають остачу від ділення.

2. Математична база

Приклад 2.3:

$$(x^6 + x^5 + x^4 + x^2) \cdot (x^7 + x^5 + x^4 + x) = x^{13} + x^{11} + x^{10} + x^7 + x^{12} + x^{10} + x^9 +$$
$$+x^6 + x^{11} + x^9 + x^8 + x^5 + x^9 + x^7 + x^6 + x^3 = x^{13} + x^{12} + x^9 + x^8 + x^5 + x^3$$

$$\begin{array}{l|l}
x^{13}+x^{12}+x^9+x^8+x^5+x^3 & x^8+x^4+x^3+x+1 \\ \cline{2-2}
x^{13}+x^9+x^8+x^6+x^5 & x^5+x^4+1 \\ \cline{1-1}
x^{12}+x^6+x^3 & \\
x^{12}+x^8+x^7+x^5+x^4 & \\ \cline{1-1}
x^8+x^7+x^6+x^5+x^4+x^3 & \\
x^8+x^4+x^3+x+1 & \\ \cline{1-1}
x^7+x^6+x^5+x+1 &
\end{array}$$

$$(x^{13} + x^{12} + x^9 + x^8 + x^5 + x^3) \ mod \ (x^8 + x^4 + x^3 + x + 1) = x^7 + x^6 + x^5 + x + 1$$

3. Алгоритм AES

Основним елементом, яким оперує AES, є байт – послідовність 8 біт, що обробляються як єдине ціле (в шістнадцятковій системі числення)

Розмір **блока** 128 біт

Довжина **ключа** може бути 128, 192 або 256 бітів

AES базується на архітектурі SQUARE (КВАДРАТ), для якої характерно:

1) представлення блоку у вигляді масиву байтів;

2) шифрування за один раунд всього блоку даних;

3) виконання криптографічних перетворень, як над окремими байтами, так і над рядками і стовпцями.

3. Алгоритм AES

Блок проміжного результату називають **станом**

Матриця стану має 4 рядки та 4 стовпці (*Nb*)

$$\begin{pmatrix} s_{0,0} & s_{0,1} & s_{0,2} & s_{0,3} \\ s_{1,0} & s_{1,1} & s_{1,2} & s_{1,3} \\ s_{2,0} & s_{2,1} & s_{2,2} & s_{2,3} \\ s_{3,0} & s_{3,1} & s_{3,2} & s_{3,3} \end{pmatrix}$$

Приклад 3.4:

Відкритий текст: A SECRET MESSAGE

У шістнадцятковому вигляді:

41 20 53 45 43 52 45 54 20 4D 45 53 53 41 47 45

41	43	20	53
20	52	4D	41
53	45	45	47
45	54	53	45

3. Алгоритм AES

Ключ: матриця байтів, яка має 4 рядки і кількість стовпців (*Nk*), що дорівнює довжині ключа, поділеній на 32

Матриця ключа при *Nk*=4:

$$\begin{pmatrix} k_{0,0} & k_{0,1} & k_{0,2} & k_{0,3} \\ k_{1,0} & k_{1,1} & k_{1,2} & k_{1,3} \\ k_{2,0} & k_{2,1} & k_{2,2} & k_{2,3} \\ k_{3,0} & k_{3,1} & k_{3,2} & k_{3,3} \end{pmatrix}$$

3. Алгоритм AES

Кількість раундів шифрування *Nr* залежить від значень *Nk*

	Nk (Довжина ключа)	*Nb* (Довжина блоку)	*Nr* (Кількість раундів)
AES-128	4 (128)		10
AES-192	6 (192)	4 (128)	12
AES-256	8 (256)		14

3. Алгоритм AES

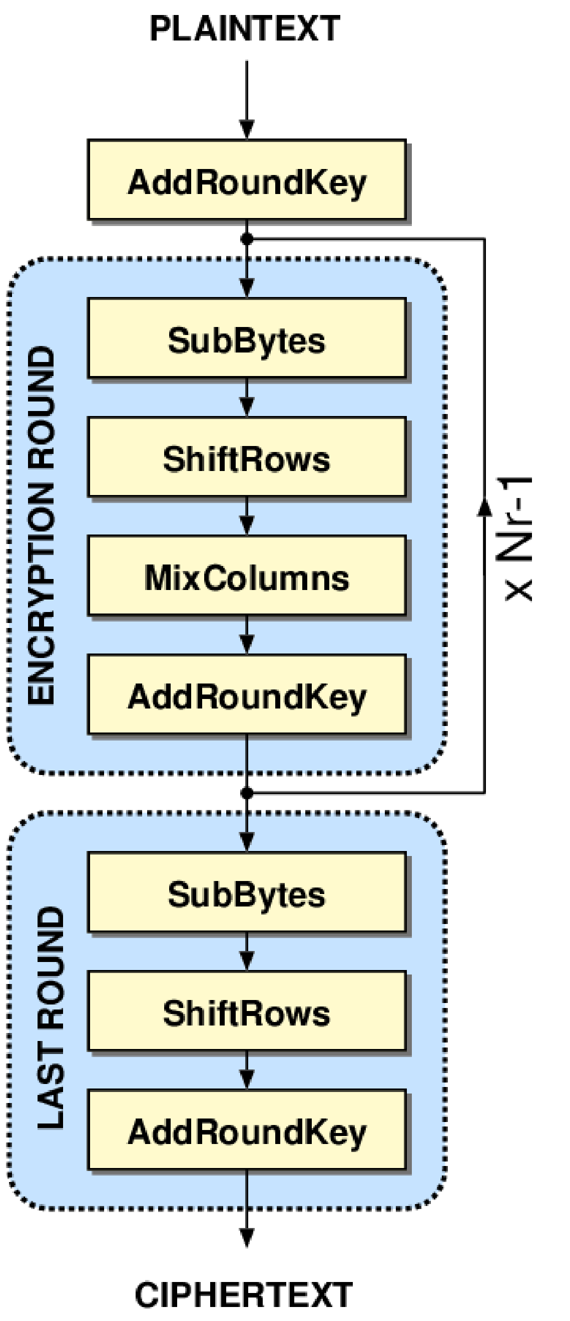
Зашифрування за алгоритмом AES

I. Початкове додавання раундового ключа

II. *Nr-1* раундів, кожен з яких складається з чотирьох етапів:

1. Підстановка байтів;
2. Зсув рядків;
3. Перемішування стовпців;
4. Додавання раундового ключа

III. Завершальний раунд *Nr*, в якому пропускається перемішування стовпців



3. Алгоритм AES

Підстановка байтів

1. Якщо байт ненульовий, до нього шукають обернений відносно множення в полі $GF(2^8)$. Якщо ж байт нульовий, оберненого не існує. Тому нульовому байту 00000000 відповідає він сам.

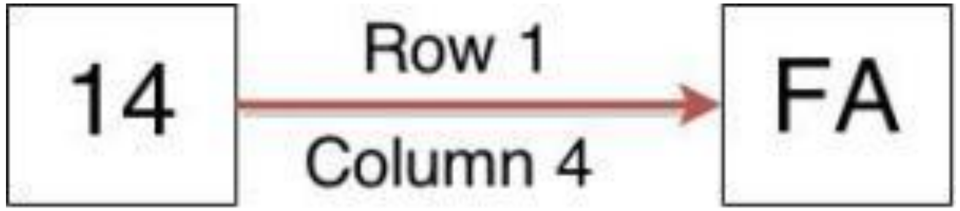
2. Над утвореним байтом виконують перетворення:

$$\begin{pmatrix} y_0 \\ y_1 \\ y_2 \\ y_3 \\ y_4 \\ y_5 \\ y_6 \\ y_7 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} x_0 \\ x_1 \\ x_2 \\ x_3 \\ x_4 \\ x_5 \\ x_6 \\ x_7 \end{pmatrix} \oplus \begin{pmatrix} 1 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix}.$$

3. Алгоритм AES

На основі двох попередніх перетворень створено спеціальну **таблицю замін** байтів, що називається *S*-**боксом**

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
0	63	7C	77	7B	F2	6B	6F	C5	30	01	67	2B	FE	D7	AB	76
1	CA	82	C9	7D	FA	59	47	F0	AD	D4	A2	AF	9C	A4	72	C0
2	B7	FD	93	26	36	3F	F7	CC	34	A5	E5	F1	71	D8	31	15
3	04	C7	23	C3	18	96	05	9A	07	12	80	E2	EB	27	B2	75
4	09	83	2C	1A	1B	6E	5A	A0	52	3B	D6	B3	29	E3	2F	84
5	53	D1	00	ED	20	FC	B1	5B	6A	CB	BE	39	4A	4C	58	CF
6	D0	EF	AA	FB	43	4D	33	85	45	F9	02	7F	50	3C	9F	A8
7	51	A3	40	8F	92	9D	38	F5	BC	B6	DA	21	10	FF	F3	D2
8	CD	0C	13	EC	5F	97	44	17	C4	A7	7E	3D	64	5D	19	73
9	60	81	4F	DC	22	2A	90	88	46	EE	B8	14	DE	5E	0B	DB
A	E0	32	3A	0A	49	06	24	5C	C2	D3	AC	62	91	95	E4	79
B	E7	C8	37	6D	8D	D5	4E	A9	6C	56	F4	EA	65	7A	AE	08
C	BA	78	25	2E	1C	A6	B4	C6	E8	DD	74	1F	4B	BD	8B	8A
D	70	3E	B5	66	48	03	F6	0E	61	35	57	B9	86	C1	1D	9E
E	E1	F8	98	11	69	D9	8E	94	9B	1E	87	E9	CE	55	28	DF
F	8C	A1	89	0D	BF	E6	42	68	41	99	2D	0F	B0	54	BB	16



EA	04	65	85
83	45	5D	96
5C	33	98	B0
F0	2D	AD	C5

87	F2	4D	97
EC	6E	4C	90
4A	C3	46	E7
8C	D8	95	A6

3. Алгоритм AES

Зсув рядків

Рядки стану циклічно зсувають на різні кількості байтів

Nb	Кількість зсувів			
	0-го рядка (-)	1-го рядка (*C1*)	2-го рядка (*C2*)	3-го рядка (*C3*)
4	0	1	2	3

87	F2	4D	97
EC	6E	4C	90
4A	C3	46	E7
8C	D8	95	A6

→

87	F2	4D	97
6E	4C	90	EC
46	E7	4A	C3
A6	8C	D8	95

3. Алгоритм AES

Перемішування стовпців

Стовпці стану розглядають як многочлен над полем $GF(2^8)$ та множать за модулем $x^4 + 1$ на фіксований многочлен $c(x)$:

Якщо $a(x)$– стовпець до застосування до нього перемішування, а $b(x)$– після, то перетворення можна записати так:
$b(x) = c(x) \otimes a(x)$,
або у матричному вигляді:

$$c(x) = 03_{16} \cdot x^3 + 01_{16} \cdot x^2 + 01_{16} \cdot x + 02_{16}$$

$$\begin{pmatrix} b_0 \\ b_1 \\ b_2 \\ b_3 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 02 & 03 & 01 & 01 \\ 01 & 02 & 03 & 01 \\ 01 & 01 & 02 & 03 \\ 03 & 01 & 01 & 02 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ a_2 \\ a_3 \end{pmatrix}$$

3. Алгоритм AES

02	03	01	01
01	02	03	01
01	01	02	03
03	01	01	02

•

87	F2	4D	97
6E	4C	90	EC
46	E7	4A	C3
A6	8C	D8	95

→

47	40	A3	4C
37	D4	70	9F
94	E4	3A	42
ED	A5	A6	BC

$02_{16} = 0000\ 0010_2 \rightarrow x$

$87_{16} = 1000\ 0111_2 \rightarrow x^7 + x^2 + x + 1$

$03_{16} = 0000\ 0011_2 \rightarrow x + 1$

$6E_{16} = 0110\ 1110_2 \rightarrow x^6 + x^5 + x^3 + x^2 + x$

$46_{16} = 0100\ 0110_2$

$A6_{16} = 1010\ 0110_2$

({02} · {87}) ⊕ ({03} · {6E}) ⊕ ({01}· {46}) ⊕ ({01}· {A6}) = (0000 0010 · 1000 0111) ⊕ (0000 0011 · 0110 1110) ⊕
⊕ 0100 0110 ⊕1010 0110 = 00010101 ⊕ 10110010 ⊕ 0100 0110 ⊕ 1010 0110 = 01000111=47_{16}

$\{02\} \cdot \{87\} = x \cdot (x^7 + x^2 + x + 1) = (x^8 + x^3 + x^2 + x)\ mod\,(x^8 + x^4 + x^3 + x + 1) = x^4 + x^2 + 1$

$$\begin{array}{r|l} x^8 + \qquad x^3 + x^2 + x & x^8 + x^4 + x^3 + x + 1 \\ \cline{2-2} x^8 + x^4 + x^3 + \qquad x + 1 & 1 \\ \hline x^4 + \qquad x^2 \qquad + 1 & \end{array}$$

$\{03\} \cdot \{6E\} = (x + 1) \cdot (x^6 + x^5 + x^3 + x^2 + x) = x^7 + x^6 + x^4 + x^3 + x^2 + x^6 + x^5 + x^3 + x^2 +$
$+ x = x^7 + x^5 + x^4 + x$

3. Алгоритм AES

Додавання раундового ключа

Виконується побітове додавання за модулем 2 раундового ключа до відповідних бітів, отриманих у попередньому раунді

Раундовий ключ отримують з розширеного ключа шифру

47	40	A3	4C
37	D4	70	9F
94	E4	3A	42
ED	A5	A6	BC

$\oplus$

DC	9B	97	38
90	49	FE	81
37	DF	72	15
B0	E9	3F	A7

$=$

9B	DB	34	74
A7	9B	8E	1E
A3	3B	48	57
5D	4C	99	1B

3. Алгоритм AES

Генерація ключів

Розширений ключ – масив 4-байтових слів, які позначають $W[i]$

Загалом розширений ключ містить $Nb \cdot (Nr+1)$ слів, тобто для ключа в 128 біт отримаємо 4·(10+1)= 44 слова

0F	47	0C	AF
15	D9	B7	7F
71	E8	AD	67
C9	59	D6	98
W0	W1	W2	W3

DC	9B	97	38
90	49	FE	81
37	DF	72	15
B0	E9	3F	A7
W4	W5	W6	W7

В процесі розширення ключа використовується масив раундових констант Rcon

01	02	04	08	10	20	40	80	1B	36
00	00	00	00	00	00	00	00	00	00
00	00	00	00	00	00	00	00	00	00
00	00	00	00	00	00	00	00	00	00

3. Алгоритм AES

Розширення ключа

1. Перші *Nk* 4-байтових слів $W[i]$ послідовно вибираються з ключа шифру: 0-е слово – перші чотири байти, 1-е слово – другі чотири байти і т.д

0F	47	0C	AF
15	D9	B7	7F
71	E8	AD	67
C9	59	D6	98
*W*0	*W*1	*W*2	*W*3

2. Якщо i кратне *Nk:*

2. 1. У слові $W[i-1]$ виконують циклічний зсув байтів за схемою:

$(a, b, c, d) \rightarrow (b, c, d, a)$ де a, b, c, d – байти

*W*3		→
AF	→	7F
7F	→	67
67	→	98
98	→	AF

3. Алгоритм AES

Розширення ключа

2.2. До кожного з 4-х байтів одержаного слова застосовують S-бокс

$$\begin{bmatrix} 7F \\ 67 \\ 98 \\ AF \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} D2 \\ 85 \\ 46 \\ 79 \end{bmatrix}$$

2.3. До результату додають раундову сталу Rcon за модулем 2

$$\begin{bmatrix} D2 \\ 85 \\ 46 \\ 79 \end{bmatrix} \oplus \begin{bmatrix} 01 \\ 00 \\ 00 \\ 00 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} D3 \\ 85 \\ 46 \\ 79 \end{bmatrix}$$

3. Решту слів $W[i]$ визначають за формулою:

$$W[i] = W[i - Nk] \oplus W[i - 1]$$

$$\underset{W0}{\begin{bmatrix} 0F \\ 15 \\ 71 \\ C9 \end{bmatrix}} \oplus \begin{bmatrix} D3 \\ 85 \\ 46 \\ 79 \end{bmatrix} = \underset{W4}{\begin{bmatrix} DC \\ 90 \\ 37 \\ B0 \end{bmatrix}}$$

3. Алгоритм AES

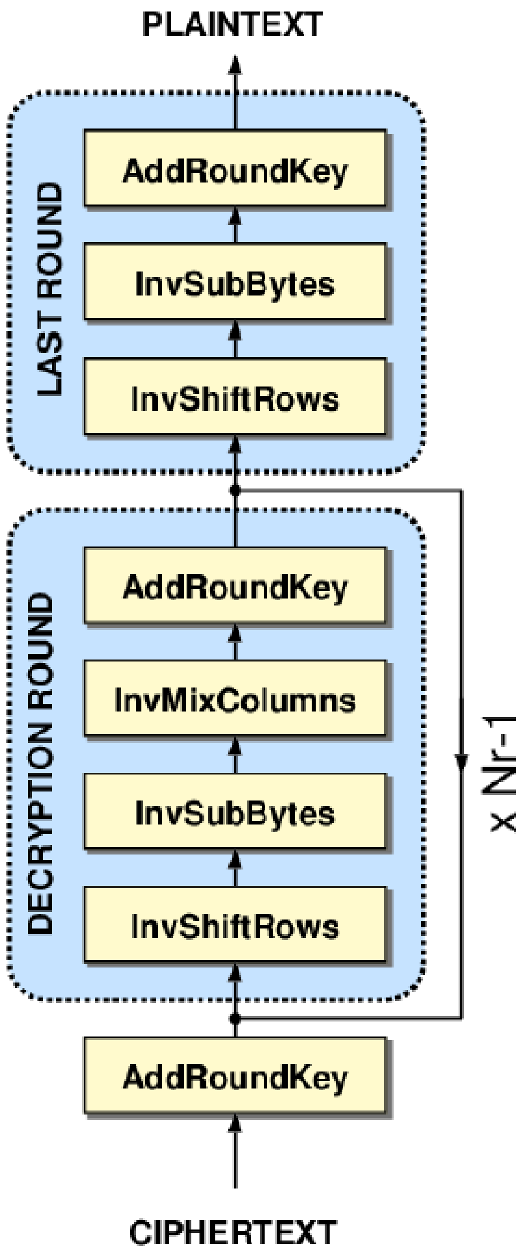
Дешифрування за алгоритмом AES

I. Перед першим раундом дешифрування виконується операція додавання з ключем

II. *Nr-1* раундів, кожен з яких кожен з яких здійснює такі операції:

1. Зсув рядків в зворотному порядку;
2. Обернена операція до операції підстановки байтів;
3. Процедура, зворотна процедурі перемішування стовпців;
4. Додавання раундового ключа

III. Завершальний раунд *Nr*, в якому пропускається перемішування стовпців



3. Алгоритм AES

Зсув рядків в зворотному порядку

Байти в останніх трьох рядках матриці зсуваються циклічно вліво на різне число байт

Nb	Кількість зсувів			
	0-го рядка (-)	1-го рядка (*C1*)	2-го рядка (*C2*)	3-го рядка (*C3*)
4	0	1	2	3

3. Алгоритм AES

Обернена операція до операції підстановки байтів

Байти матриці замінюються новими значеннями за таблицею зворотної заміни, що є інвертованим *S*-боксом

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
0	52	09	6A	D5	30	36	A5	38	BF	40	A3	9E	81	F3	D7	FB
1	7C	E3	39	82	9B	2F	FF	87	34	8E	43	44	C4	DE	E9	CB
2	54	7B	94	32	A6	C2	23	3D	EE	4C	95	0B	42	FA	C3	4E
3	08	2E	A1	66	28	D9	24	B2	76	5B	A2	49	6D	8B	D1	25
4	72	F8	F6	64	86	68	98	16	D4	A4	5C	CC	5D	65	B6	92
5	6C	70	48	50	FD	ED	B9	DA	5E	15	46	57	A7	8D	9D	84
6	90	D8	AB	00	8C	BC	D3	0A	F7	E4	58	05	B8	B3	45	06
7	D0	2C	1E	8F	CA	3F	0F	02	C1	AF	BD	03	01	13	8A	6B
8	3A	91	11	41	4F	67	DC	EA	97	F2	CF	CE	F0	B4	E6	73
9	96	AC	74	22	E7	AD	35	85	E2	F9	37	E8	1C	75	DF	6E
A	47	F1	1A	71	1D	29	C5	89	6F	B7	62	0E	AA	18	BE	1B
B	FC	56	3E	4B	C6	D2	79	20	9A	DB	C0	FE	78	CD	5A	F4
C	1F	DD	A8	33	88	07	C7	31	B1	12	10	59	27	80	EC	5F
D	60	51	7F	A9	19	B5	4A	0D	2D	E5	7A	9F	93	C9	9C	EF
E	A0	E0	3B	4D	AE	2A	F5	B0	C8	EB	BB	3C	83	53	99	61
F	17	2B	04	7E	BA	77	D6	26	E1	69	14	63	55	21	0C	7D

3. Алгоритм AES

Процедура, зворотна процедурі перемішування стовпців

Стовпці стану розглядають як многочлен над полем $GF(2^8)$ та множать за модулем x^4+1 на фіксований многочлен $c^{-1}(x)$:

Якщо $b(x)$– стовпець до застосування до нього процедури, а $a(x)$– після, то перетворення можна записати так:
$a(x) = c(x) \otimes b(x)$,
або у матричному вигляді:

$$c^{-1}(x) = 0b_{16} \cdot x^3 + 0d_{16} \cdot x^2 + 09_{16} \cdot x + 0e_{16}$$

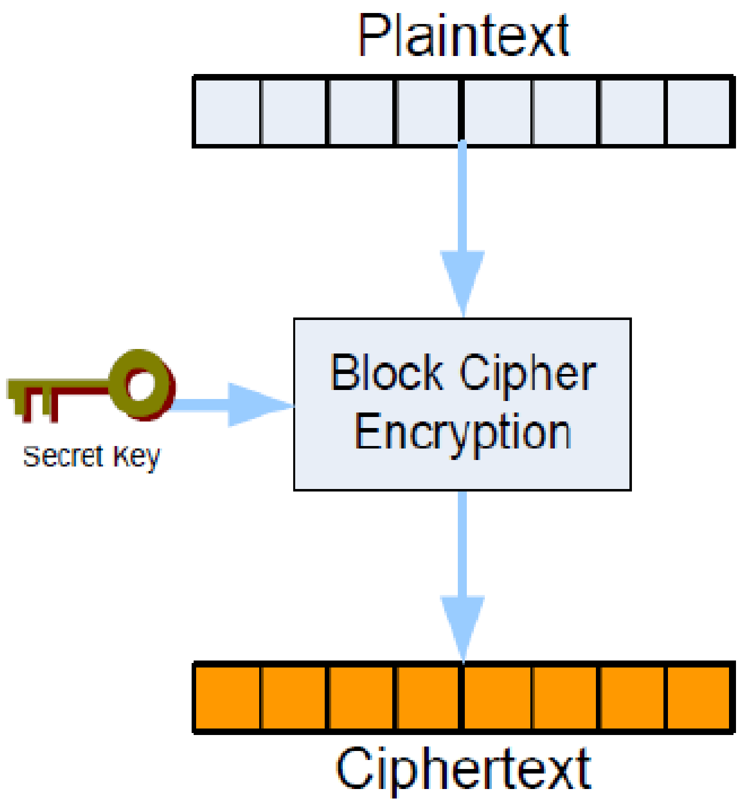
$$\begin{pmatrix} a_0 \\ a_1 \\ a_2 \\ a_3 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0e & 0b & 0d & 09 \\ 09 & 0e & 0b & 0d \\ 0d & 09 & 0e & 0b \\ 0b & 0d & 09 & 0e \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} b_0 \\ b_1 \\ b_2 \\ b_3 \end{pmatrix}$$

3. Алгоритм AES

AES Visualization

4. Режими виконання блокових шифрів

Режим шифрування – метод застосування блочного шифру, що дозволяє перетворити послідовність блоків відкритих даних у послідовність блоків зашифрованих даних



4. Режими виконання блокових шифрів

Режим простої заміни (ECB, Electronic Coding Book)

Кожен блок P_i шифрується окремо та незалежно від інших блоків алгоритмом E_k та ключем k

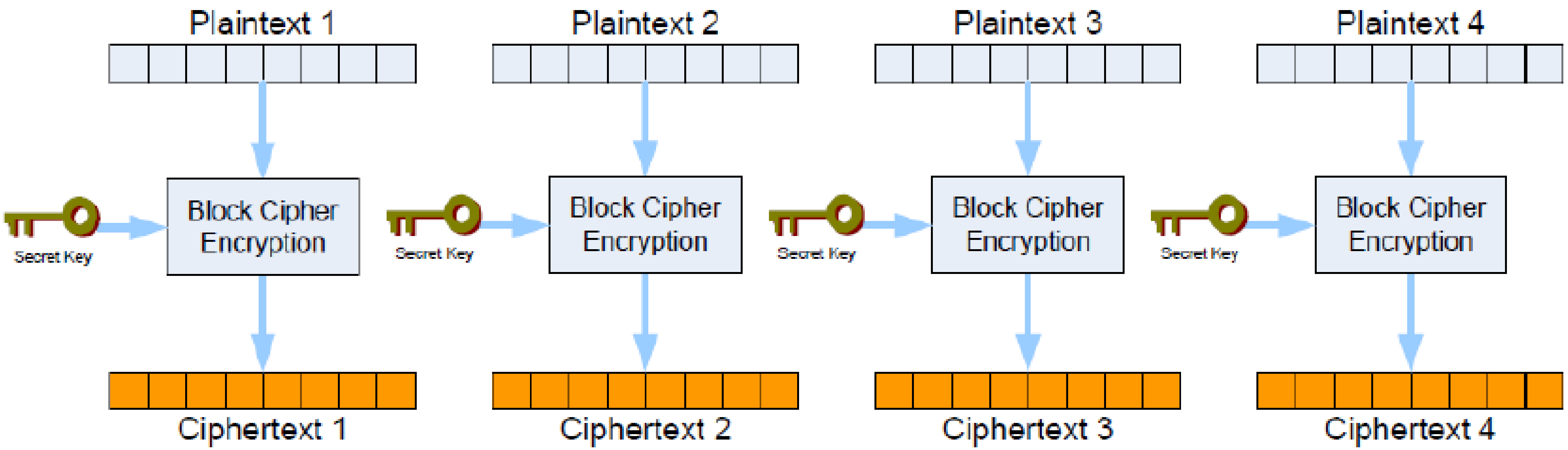
$$\mathrm{C}_i = E_k(P_i)$$

$$P_i = D_k(C_i)$$

4. Режими виконання блокових шифрів

Режим простої заміни (ECB, Electronic Coding Book)

\+ Незалежне (паралельне) шифрування блоків
– При використанні одного ключа ідентичні блоки відкритого тексту шифруються в ідентичні блоки зашифрованого тексту
– Перестановка блоків зашифрованого тексту спричинює перестановку відповідних блоків відкритих текстів



4. Режими виконання блокових шифрів

Режим зв’язування блоків (CBC, Cipher Block Chaining)

Кожен блок P_i додається за модулем 2 з попередньо зашифрованим блоком C_{i-1}, а потім результат передається на вхід функції E_k.

Для шифрування P_1 використовують вектор ініціалізації IV (Initialization Vector) – послідовність випадкових символів розміром n

$$C_1 = E_k(P_1 \oplus IV)$$
$$C_i = E_k(P_i \oplus C_{i-1})$$

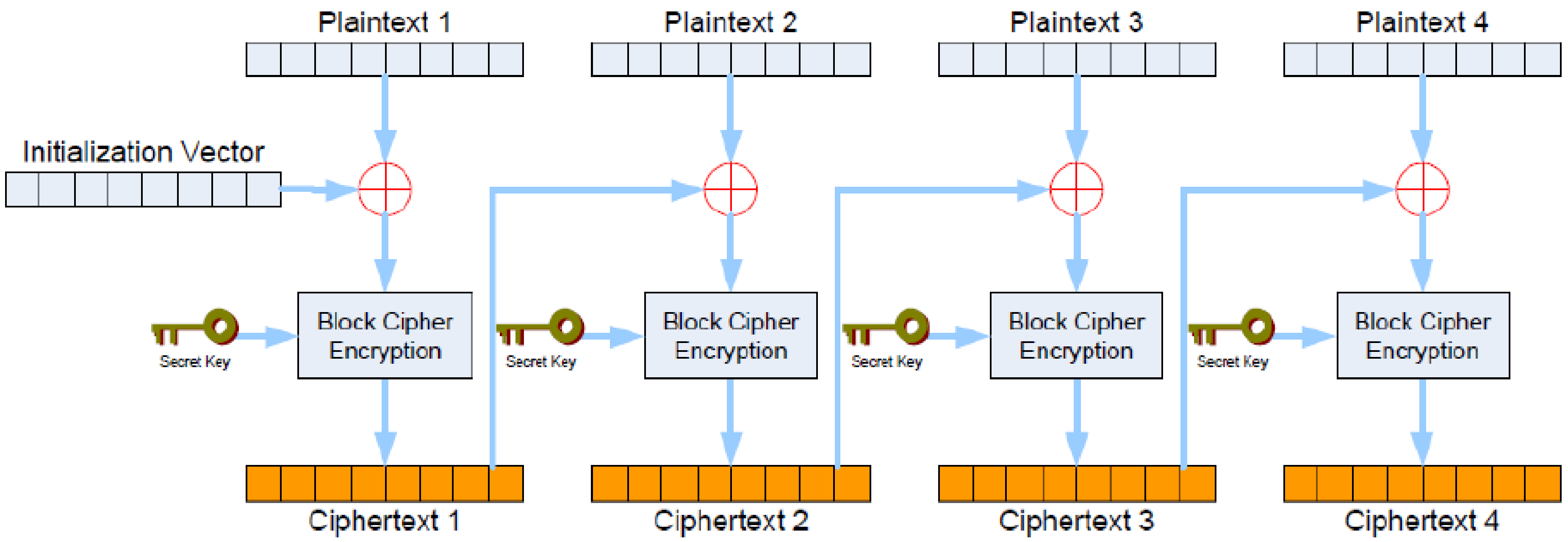
$$P_1 = D_k(C_1) \oplus IV$$
$$P_i = D_k(C_i) \oplus C_{i-1}$$

4. Режими виконання блокових шифрів

Режим зв'язування блоків (CBC, Cipher Block Chaining)

+ Блоки з ідентичними початковими даними перетворюються у блоки із різними зашифрованими даними

– Помилка в одному блоці може поширюватися на інші блоки



4. Режими виконання блокових шифрів

Режим зв’язування блоків (CBC, Cipher Block Chaining)

Останній блок шифротексту в CBC залежить від IV, ключів і всіх бітів відкритого тексту, тому він може використовуватися для автентифікації повідомлення та відправника і називається кодом автентифікації повідомлення або MAC (Message Authentication Code)

4. Режими виконання блокових шифрів

Режим зі зворотнім зв’язком по шифротексту (CFB, Cipher Feedback)

CFB перетворює блоковий шифр у потоковий, що самосинхронізується.

Попередньо зашифрований блок C_{i-1} шифрується ще раз і додається за модулем 2 з P_i

$$C_1 = P_1 \oplus E_k(IV)$$
$$C_i = P_i \oplus E_k(C_{i-1})$$

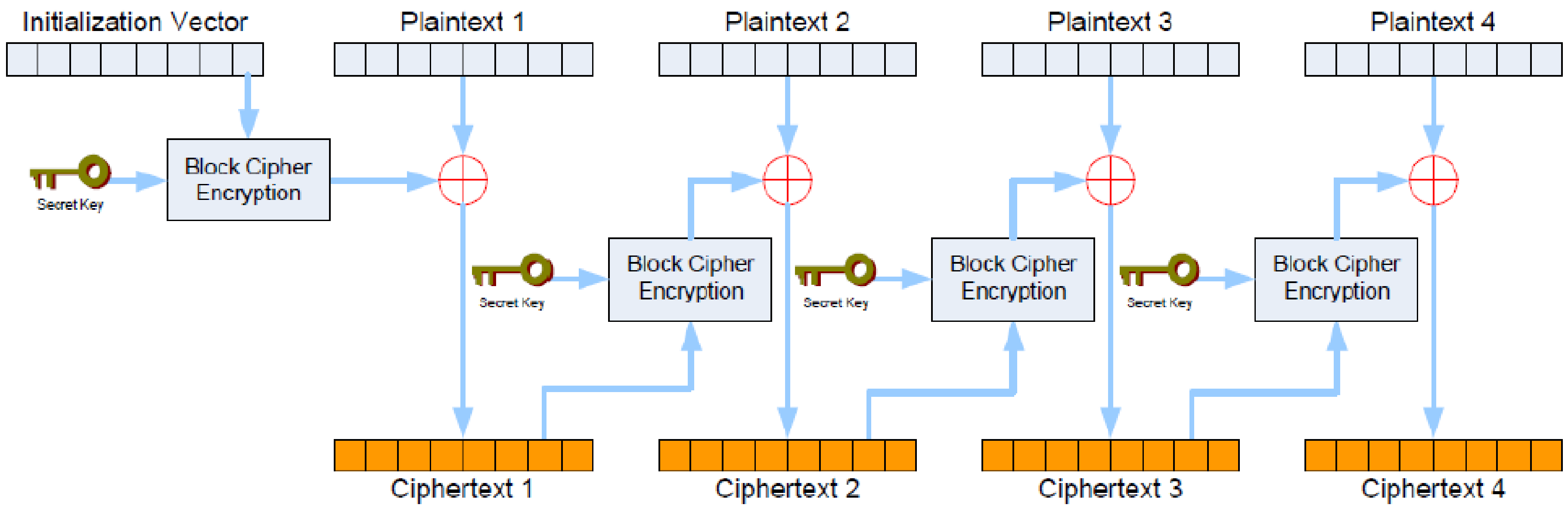
$$P_1 = C_1 \oplus D_k(IV)$$
$$P_i = C_i \oplus D_k(C_{i-1})$$

4. Режими виконання блокових шифрів

Режим зі зворотнім зв’язком по шифротексту (CFB, Cipher Feedback)

+ Можливість шифрувати блоки довжиною менше n біт (не потрібне доповнення блоків)

+ – Помилка у відкритих даних впливає на всі подальші зашифровані дані, але самоусувається в ході розшифрування



4. Режими виконання блокових шифрів

Режим зі зворотнім зв’язком по виходу (OFB, Output Feedback)

OFB перетворює блоковий шифр у синхронний потоковий шифр.

Операції виконуються із підмножиною бітів O_{i-1}, що являє собою частину попередньо зашифрованого блоку C_{i-1}. Результат одразу передається на наступний крок та додається за модулем 2 з P_i

$$C_1 = P_1 \oplus E_k(IV)$$
$$C_i = P_i \oplus E_k(O_{i-1})$$

$$P_1 = C_1 \oplus D_k(IV)$$
$$P_i = C_i \oplus D_k(O_{i-1})$$

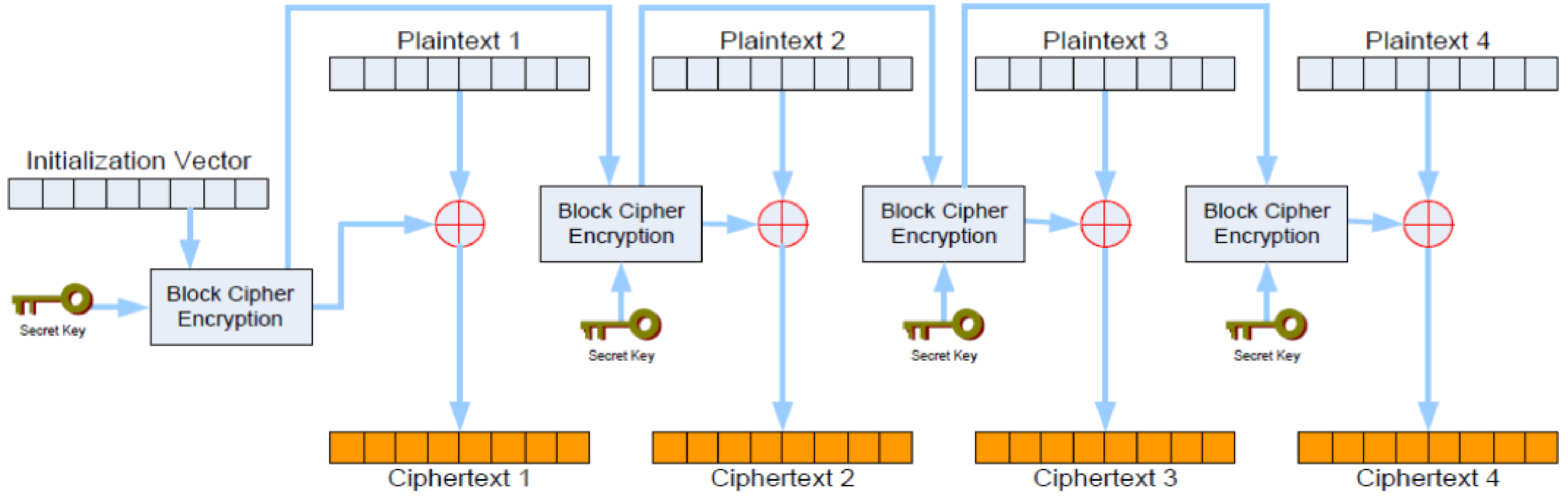
4. Режими виконання блокових шифрів

Режим зі зворотнім зв'язком по виходу (OFB, Output Feedback)

+ Можливість шифрувати блоки довжиною менше n біт (не потрібне доповнення блоків)

+ Помилка у відкритих даних не впливає на всі подальші зашифровані дані

– Не дозволяє одночасно шифрувати декілька блоків



4. Режими виконання блокових шифрів

Режим лічильника (CTR, Counter Mode)

Лічильник Ctr_{i-1} може бути будь-якими значеннями (послідовністю), що не повторюються. Найпоширенішими є прості лічильники, що на кожному кроці збільшуються на 1.

Лічильник зашифровується та додається за модулем 2 з P_i

$$C_i = P_i \oplus E_k(Ctr_{i-1})$$

Ctr_{i-1}=IV|Nonce

$$P_i = C_i \oplus D_k(Ctr_{i-1})$$

4. Режими виконання блокових шифрів

Режим лічильника (CTR, Counter Mode)

+ Блоки незалежні один від одного — вони залежать тільки від значень лічильника (не поширюється помилка)

– Потрібен синхронний лічильник для відправника та отримувача