# Kriptográfia

## Ötödik előadás
## Az AES

Dr. Németh L. Zoltán
SZTE, Számítástudomány Alapjai Tanszék
2018 ősz

# Az AES pályázat

- a DES szabványt le kellett váltani, mert
  - az 56 bites kulcs brute-force módon való feltörését  több kisérlet is igazolta (distributed.net, Deep Crack)
  - kriptoanalízisen alapuló támadások is ismertek rá (igaz csak elméletiek)
- a TDES helyettesítheti, de lassú, és a blokkméret továbbra is kicsi (64 bit)
- az USA-ban a NIST újabb pályázatot hirdetett 1997-ben
  AES = Advanced Encryption Standard-re
  (Továbbfejlesztett titkosítási szabványra)

# Az AES pályázat követelményei

- titkos kulcsú szimmetrikus blokktitkosító
- 128-bites blokk, 128/192/256-bites kulcs
- erősebb és gyorsabb legyen a TDES-nél
- hatékony megvalósíthatóság
  - számítási teljesítmény
  - kód és adatmemória szükséglet
  - előkészítő számítások (pl. kulcsszervezés)
- flexibilitás az egyes platformok és későbbi fejlesztések tekintetében
- aktív működés 20-30 évre (+ archív használat)

# A nevezéshez szükséges dokumentumok

1. az algoritmus specifikációjának komplett leírása
2. a teljesítményekre vonatkozó számítások, becslések, mérések
3. teszt-vektorok (nyílt–titkosított szövegpárok)
4. analízis az ismert támadási módszerekkel szembeni helytállásról (pl. lineáris és differenciális kriptoanalízis)
5. az algoritmus lehetőségei és korlátai
6. referencia megvalósítás ANSI C-ben
7. optimalizálási lehetőségek C illetve JAVA megvalósításban

# AES értékelési szempontok

- kezdeti kritériumok (az első két fordulóban):
  - biztonság – a gyakorlati kriptoanalízissel szemben
  - idő/tár igény – számítási hatékonyság szempontjából
  - az algoritmus és az implementáció tulajdonságai
- végső kritériumok (az 5 döntős résztvevőnek)
  - általános biztonság (az analízis nyilvános volt!)
  - a softveres és hardveres megvalósítás könnyűsége (korlátozott RAM/ROM memória esetén is)
  - az implementáció támadhatósága

    (pl. az idő vagy áram felhasználás mérése alapján)
  - flexibilitás (titkosítás/megfejtés, kulcsszervezés/csere, paraméterek, platformok,  utasítás szintű párh.-síthatóság)

# Az AES pályázat eredménye

- az értékelés három fordulóban zajlott
- 1998 jún: az első fordulóban 15 jelelöltet fogadtak el
- 1999 aug: a második fordulóban ezt 5-re szűkítették
- 2000 okt: a **Rijndael** lett a győztes (ejtsd: www.iaik.tu-graz.ac.at/research/krypto/AES/wav/rijndael_pronunciation.wav )
- 2001 nov: **FIPS 197** szabványként publikálták **AES** néven
- 2003 jún: az NSA mínősített adatok védelmére is engedélyezi: Sectret, Top Secret
  (utóbbira csak 192/256 bites kulccsal)
- ez az első ilyen mindenki számára elérhető titkosítás

# AES szűkített lista

- Az öt döntős résztvevő:
  - MARS (IBM) - complex, gyors, nagy bizt. ráhagyás
  - RC6 (USA) - n. egyszrű, n. gyors,  kis bizt. ráhagyás
  - Rijndael (Belgium) - világos, gyors,  jó bizt. ráhagyás
  - Serpent (Euro) - világos, lassú, n. nagy bizt. ráhagyás
  - Twofish (USA) - complex, n. gyors, nagy bizt. ráhagyás
- ezután jött az újabb szempontok analízise

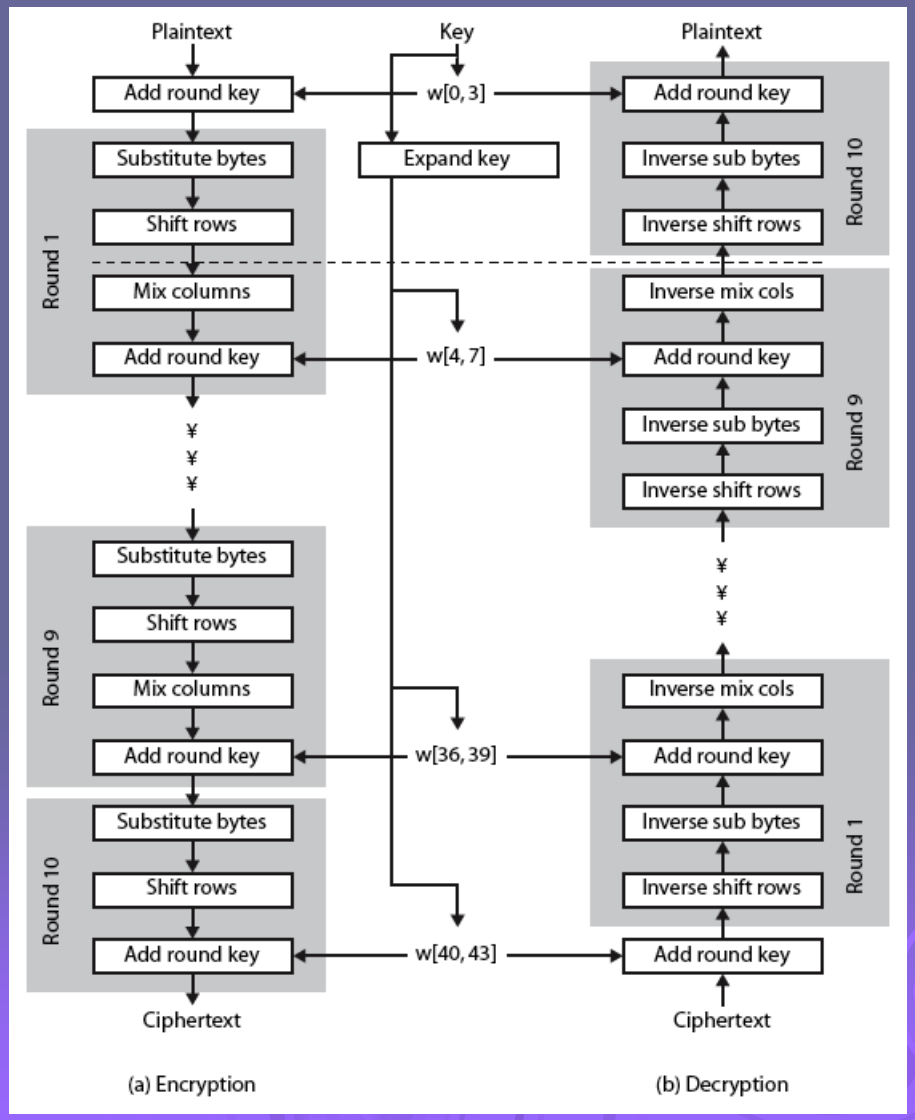
# Az AES titkosító - Rijndael

- tervezői: Joan Rijmen és Vincent Daemen (Belgium)
- a Rijndaelben mind az adatblokk mind a kulcshossz 128-256 bit között 32 bitenként változtatható
- AES szabványos kulcsok: 128/192/256 bit,
- AES szabványos adatblokk 128 bit
- **iteratív** S-P hálózat, de nem **Feistel** struktúrás
  - az adatokat 4 sor x 4 oszlopos adatblokkokban tárolja, melyekben egy-egy bájtot tárol
  - minden körben az egész adatblokkon dolgozik
- úgy tervezték, hogy:
  - minden ismert támadásnak ellenálljon
  - gyors és tömör kód írható rá sok processzor típuson
  - átlátható terve legyen

# Az AES

- az 4 x 4 bájtos adatblokk egy tartalmát **állapotnak** (state) hívjuk = 4 db 32 bites **szó** = 128 **bit**
- a kulcsot is 32 bites szavak oszlopaira bontjuk ki melyekből körönként szintén 4 db-ot használunk fel
- (kulcsméret függvényében) 10/12/14 körben:
  - byte substitution: (1 közös S-dobozos a bájthelyettesítés)
  - shift rows: (a sorok elforgatása különböző mértékben)
  - mix columns: (az oszlopok átalakítása mátrixszorzással)
  - add round key: (XOR művelet bájtonként a körkulccsal)
- az első kör előtt még egy **add round key** van
- az utolsó körben a **mix columns** kimarad
- könnyen invertálható és implementálható XOR-ok és műveleti táblázatok segítségével

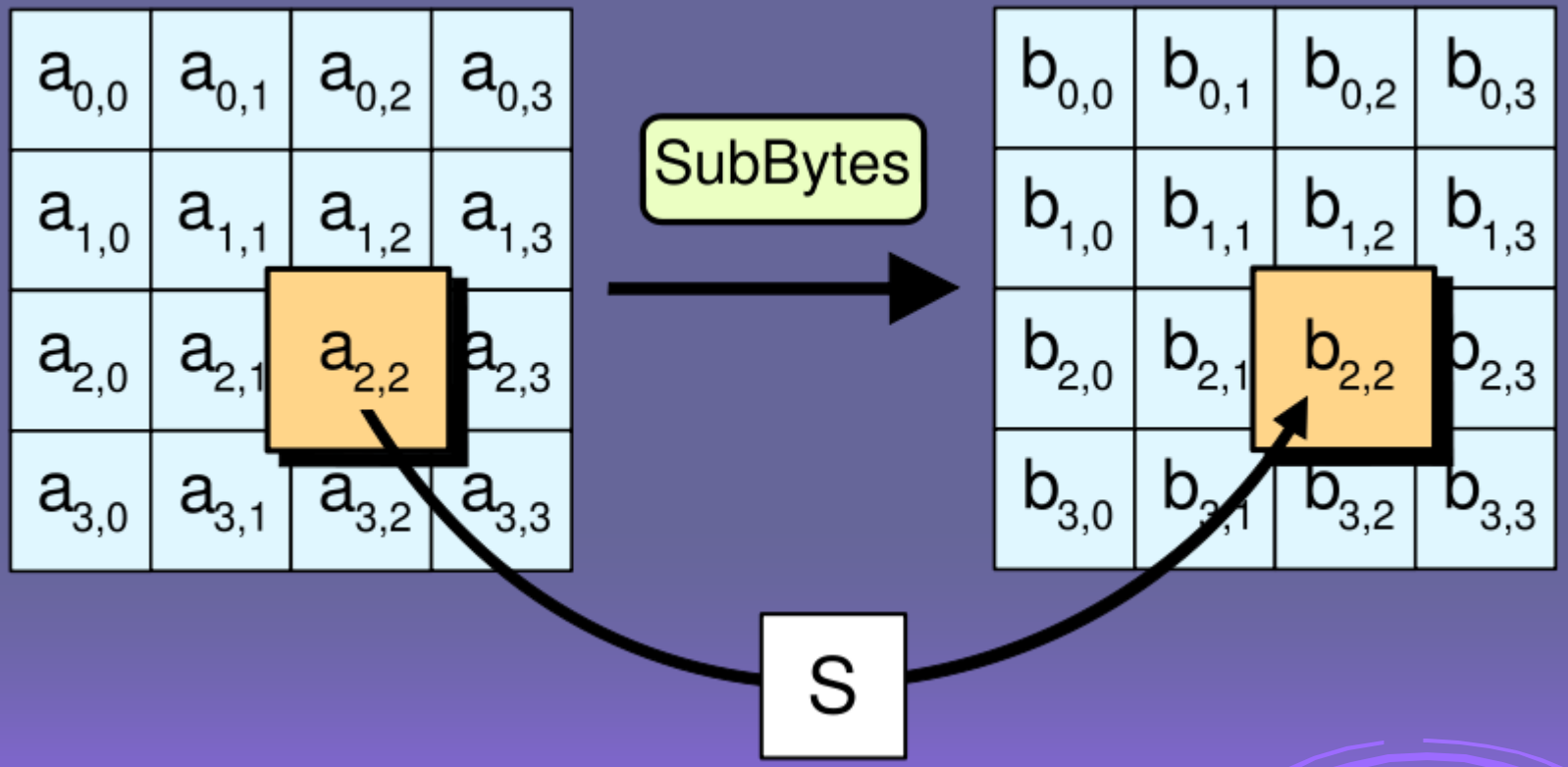
# AES titkosítás/megfejtés



# A titkosítás algoritmusa

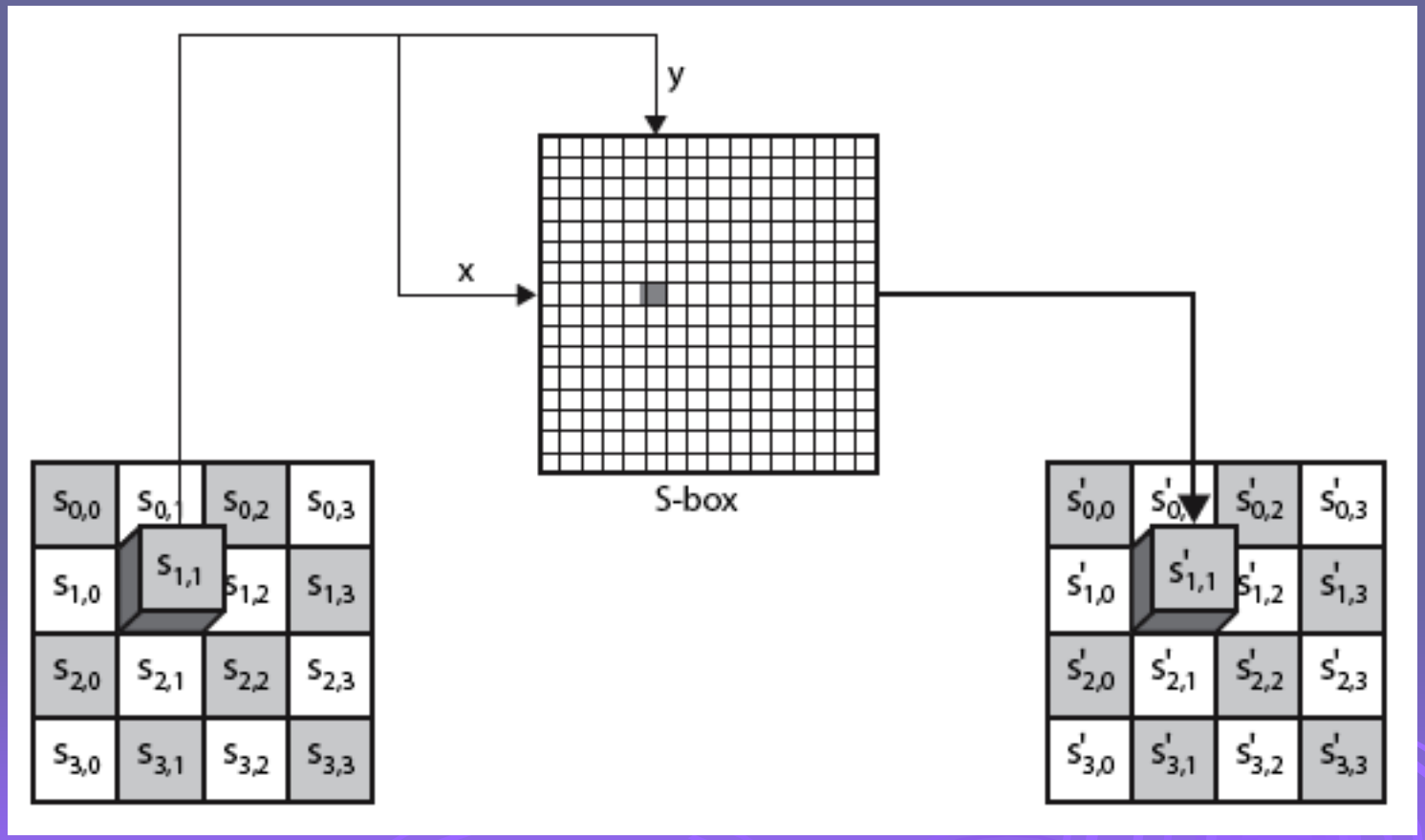
```
AESCipher(byte in[16], byte out[16], word w[44])
    begin
        byte state[4,4]
        state = in
        AddRoundKey(state, w[0, 3])
        for round = 1 step 1 to 10
            SubBytes(state)
            ShiftRows(state)
            MixColumns(state)
            AddRoundKey(state, w[round*4,(round+1)*4-1])
        end for
        SubBytes(state)
        ShiftRows(state)
        AddRoundKey(state, w[40, 43])
        out = state
    end
```

# 1. SubBytes()
# (bájt helyettesítés)




Minden bájt helyettesítése egy közös (8 bit -> 8 bites) S-doboz segítségével.

# 1. SubBytes() megadása táblázattal



# Az AES S-doboza táblázatban

| x \ y | 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 |

Figure 7. S-box: substitution values for the byte xy (in hexadecimal format).

# 1. SubBytes()

- egyszerű helyettesítés az aktuális állapot minden bájtjára
- egy 16x16-os bájtokat tartalmazó 256 elemű táblázattal (minden 8-bites érték pontosan egyszer fordul elő)
- a helyettesítendő bájt első 4 bitje a sorindexet a második 4 bitje az oszlopindexet adja
- pl. {95}-öt (hexadecimálisan írva) a 9-es sor 5-ös oszlopában levő {2A} bájttal helyettesítjük
- gondosan úgy tervezték, hogy az ismert támadástípusoknak ellenálljon, pl. ,,nagyon'' nem lineáris
- az S-doboz egy a 256 elemű test feletti invertálható függvénnyel adható meg
- ez **multiplikatív inverz számítás** a testben, majd **egy affin transzformáció** végrehajtása
- a 256 elemű test elemei polinomok segítségével írhatók le, pl:

$$GF(2^8) = Z_2[x] / (x^8+x^4+x^3+x+1)$$

# Számolás $GF(2^8)$-ban

- az együtthatókra $1+1 = 1 \oplus 1 = 0$
- és $(x^8+x^4+x^3+x+1)$-ra nézve redukálni kell. Pl:

2d = 00101101 $= x^5 + x^3 + x^2 + 1$

a3 = 10100011 $= x^7 + x^5 + x + 1$

2d + a3 $= x^7 + 2x^5 + x^3 + x^2 + x + 2 = x^7 + x^3 + x^2 + x =$

10001110 = 8e

2d • a3 $= (x^{12} + x^{10} + x^9 + x^7) + (x^{10} + x^8 + x^7 + x^5) + (x^6 + x^4 + x^3 + x) + (x^5 + x^3 + x^2 + 1)$

$= x^{12} + x^9 + x^8 + x^6 + x^4 + x^2 + x + 1 =$

$= (x^4 + x)\cdot(x^8+x^4+x^3+x+1) + x^7 + x^6 + x^4 + 1 =$

$= x^7 + x^6 + x^4 + 1.$

Így 2d • a3 =11010001 = d1

- Ez a struktúra test, mert bebizonyítható, hogy minden nem 0 polinomnak van inverze.

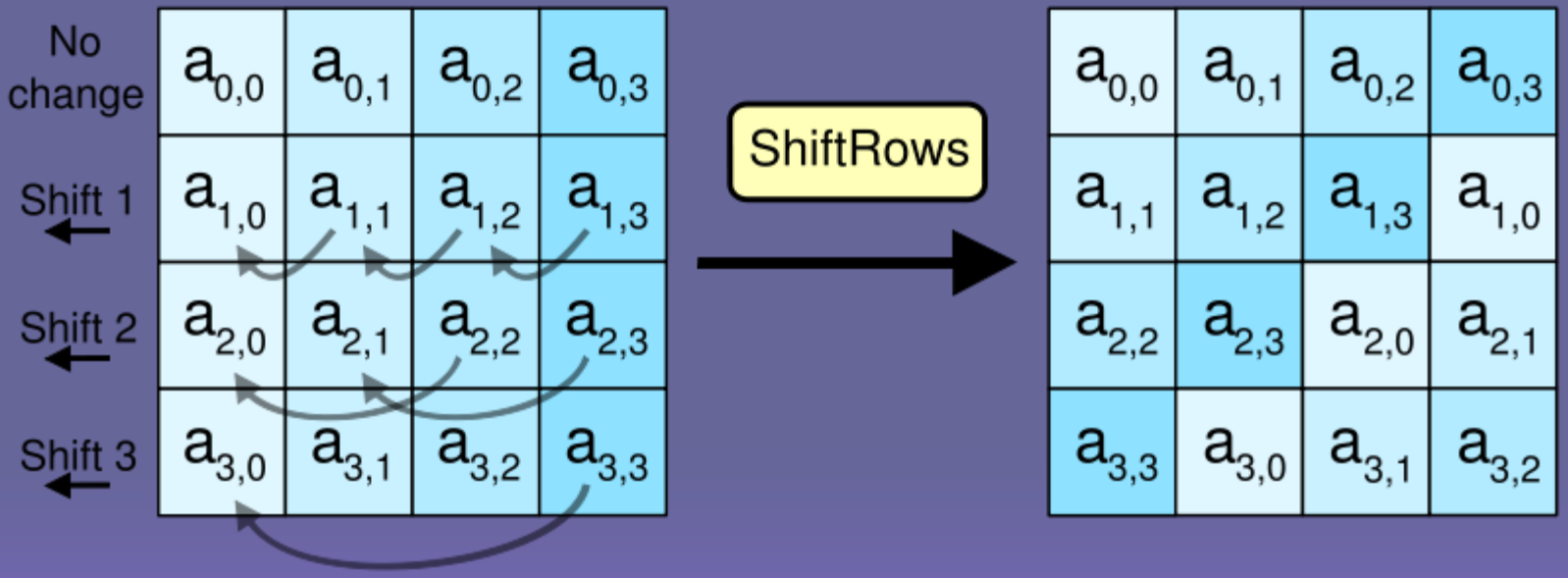
# Az S-doboz megkonstruálása

- bemenet: $(a_7,a_6,\ldots,a_0)$ 8 bit,
- inverze G(256)-ban legyen: $(x_7,x_6,\ldots,x_0)$
- majd egy affin transzformáció:

$$\begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x_0 \\ x_1 \\ x_2 \\ x_3 \\ x_4 \\ x_5 \\ x_6 \\ x_7 \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} 1 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{bmatrix}$$

- Másképpen bitenként kiszámolva:
- $b_i = x_i \oplus x_{i+4 \bmod 8} \oplus x_{i+5 \bmod 8} \oplus x_{i+6 \bmod 8} \oplus x_{i+7 \bmod 8} \oplus c_i$ ahol a $b_i$ kimenet i-dik bitje, és c= 01100011.
- kimenet: $(b_7,b_6,\ldots,b_0)$ 8 bit.

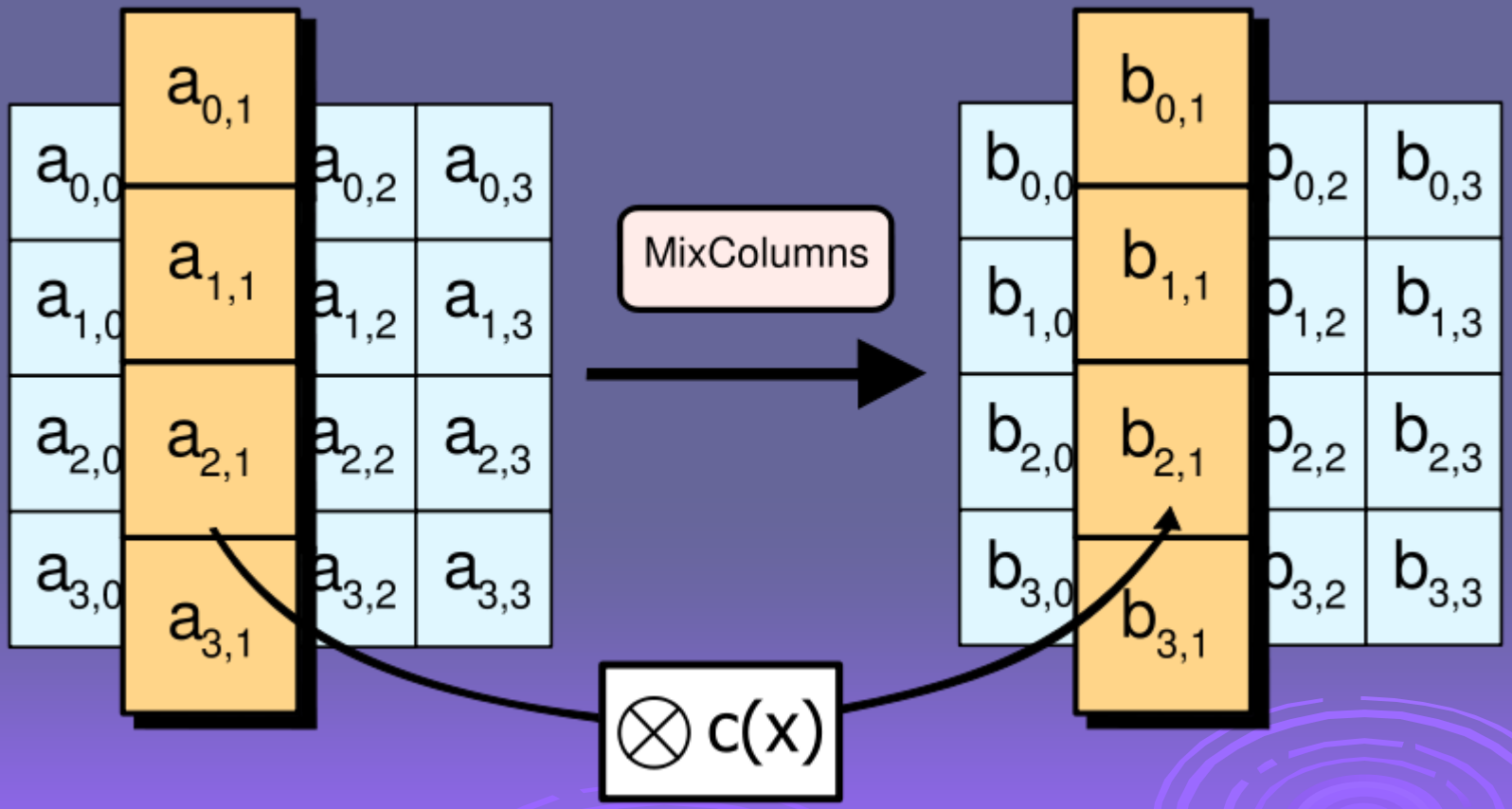
# 2. Shift Rows()


No change
Shift 1
Shift 2
Shift 3
$a_{0,0}$ $a_{0,1}$ $a_{0,2}$ $a_{0,3}$
$a_{1,0}$ $a_{1,1}$ $a_{1,2}$ $a_{1,3}$
$a_{2,0}$ $a_{2,1}$ $a_{2,2}$ $a_{2,3}$
$a_{3,0}$ $a_{3,1}$ $a_{3,2}$ $a_{3,3}$
ShiftRows
$a_{0,0}$ $a_{0,1}$ $a_{0,2}$ $a_{0,3}$
$a_{1,1}$ $a_{1,2}$ $a_{1,3}$ $a_{1,0}$
$a_{2,2}$ $a_{2,3}$ $a_{2,0}$ $a_{2,1}$
$a_{3,3}$ $a_{3,0}$ $a_{3,1}$ $a_{3,2}$

# 2. ShiftRows() (sorok elforgatása)

- permutációs lépés (keverés)
- a bájtok körkörös forgatása balra
  - az 1. sor változatlan marad
  - a 2. sor 1 bájttal fordul körbe balra
  - a 3. sor 2 bájttal fordul körbe balra
  - a 4. sor 3 bájttal fordul körbe balra
- a megfejtéskor egyszerűen jobbra forgatunk
- mivel az állapotokban a bájtokat oszloponként tekinthetjük, ez a lépés az oszlopok adatait keveri össze
- minden oszlop kap bájtot minden oszlopból

# 3. MixColumns()

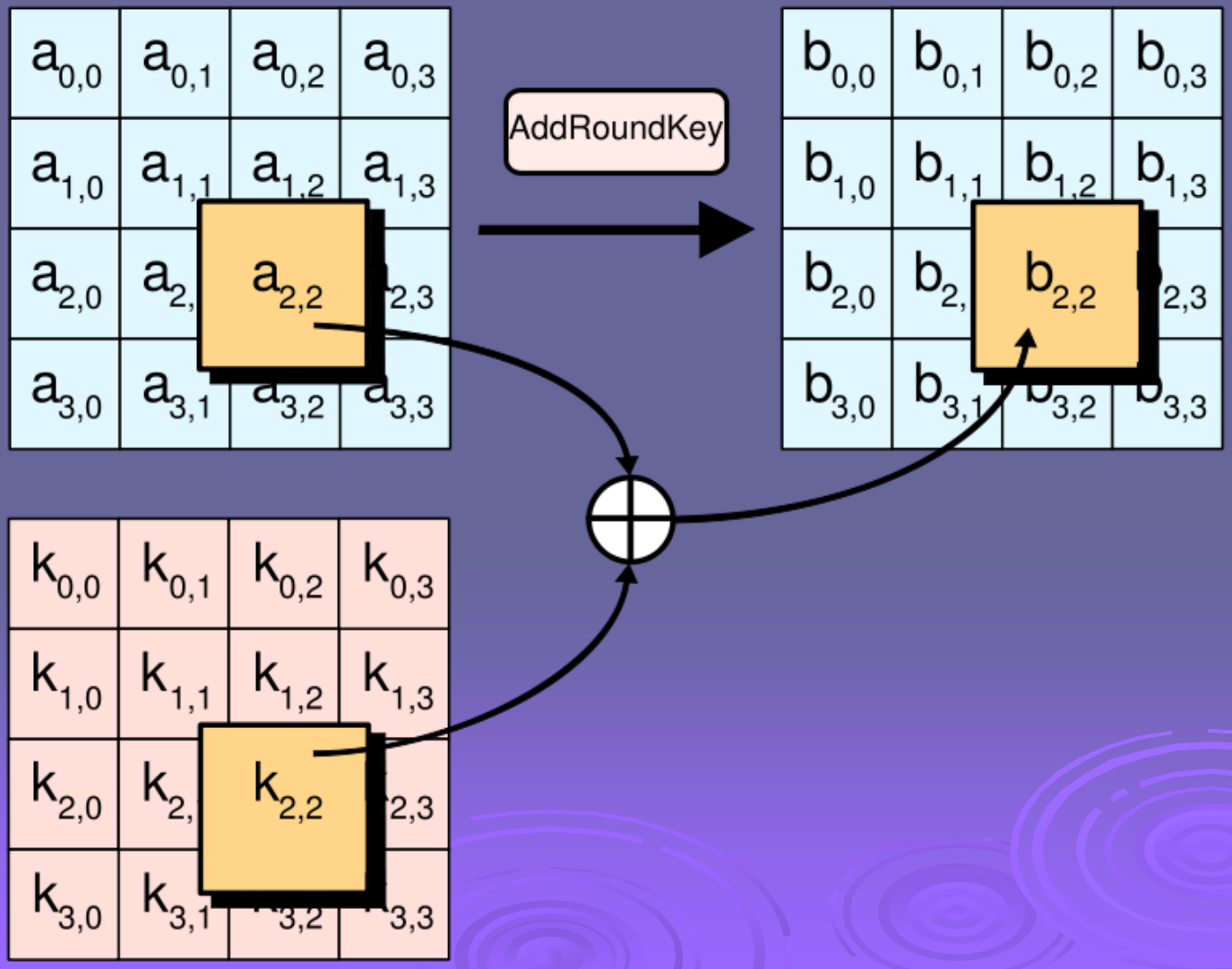


# 3. MixColumns() (oszlopok összekeverése)

- az oszlopokat külön-külön helyettesítjük
- minden helyettesített bájt a keverendő oszlop mind a 4 bájtjának függvénye
- effektíven leírható egy mátrix szorzással a 256 elemű GF($2^8$) test felett, ahol a bájtok szorzása polinomok segítségével történő bonyolult, de könnyen implementálható művelet:

$$\begin{bmatrix} 02 & 03 & 01 & 01 \\ 01 & 02 & 03 & 01 \\ 01 & 01 & 02 & 03 \\ 03 & 01 & 01 & 02 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} s_{0,0} & s_{0,1} & s_{0,2} & s_{0,3} \\ s_{1,0} & s_{1,1} & s_{1,2} & s_{1,3} \\ s_{2,0} & s_{2,1} & s_{2,2} & s_{2,3} \\ s_{3,0} & s_{3,1} & s_{3,2} & s_{3,3} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} s'_{0,0} & s'_{0,1} & s'_{0,2} & s'_{0,3} \\ s'_{1,0} & s'_{1,1} & s'_{1,2} & s'_{1,3} \\ s'_{2,0} & s'_{2,1} & s'_{2,2} & s'_{2,3} \\ s'_{3,0} & s'_{3,1} & s'_{3,2} & s'_{3,3} \end{bmatrix}$$

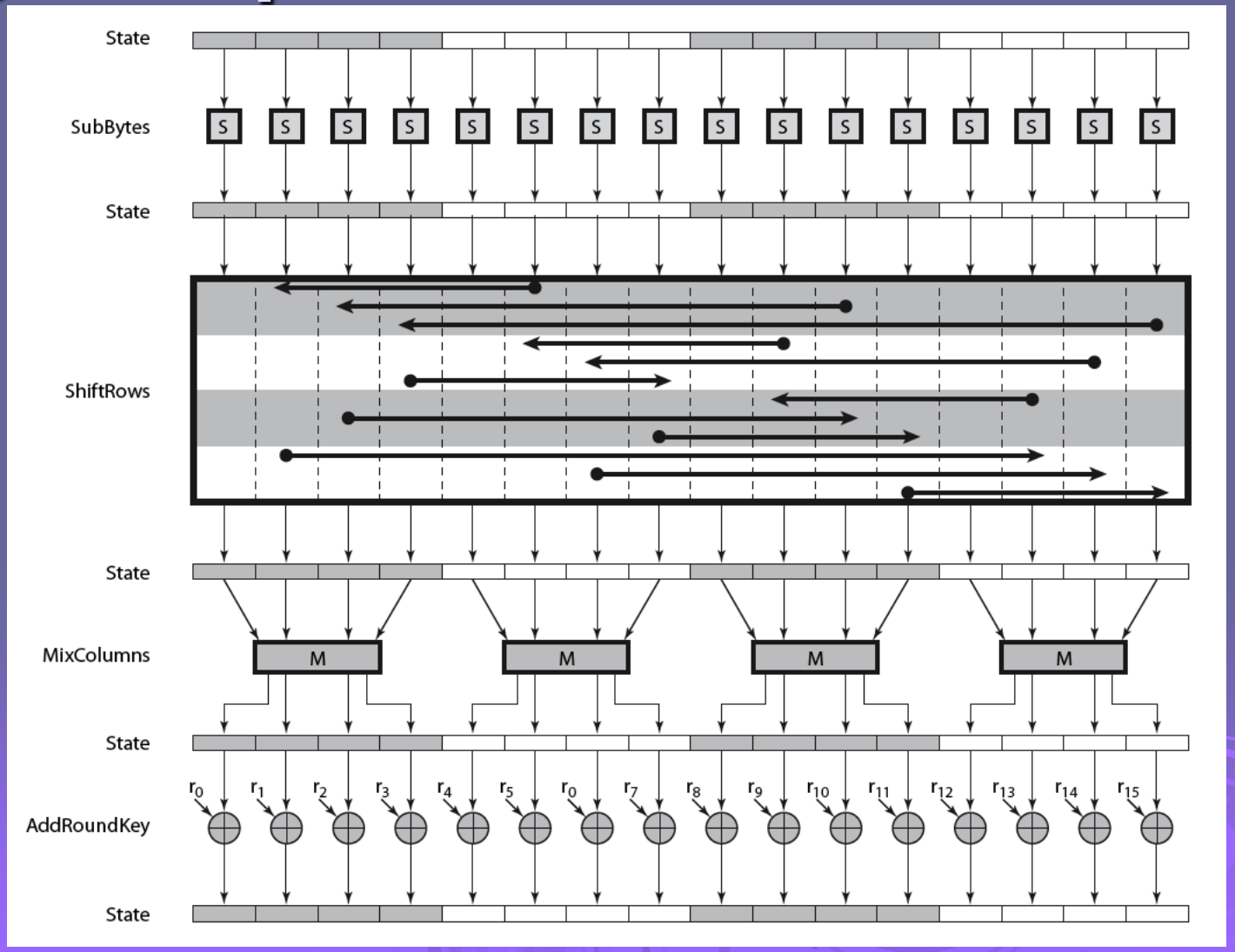
# 4. AddRoundKey()



# 4. AddRoundKey() (körkulcs hozzáadása)

- annyira egyszerű, amennyire csak lehet
- XOR az állapot és a 128 bites körkulcs között
- szintén oszloponként haladva (persze bájt szinten párhuzamosítható)
- inverze a megfejtéskor ugyanez
- mivel a XOR önmaga inverze, csak a kulcsok sorrendjét kell megfordítani

# Egy AES kör az állapotok „oszloponkénti kiterítésével”

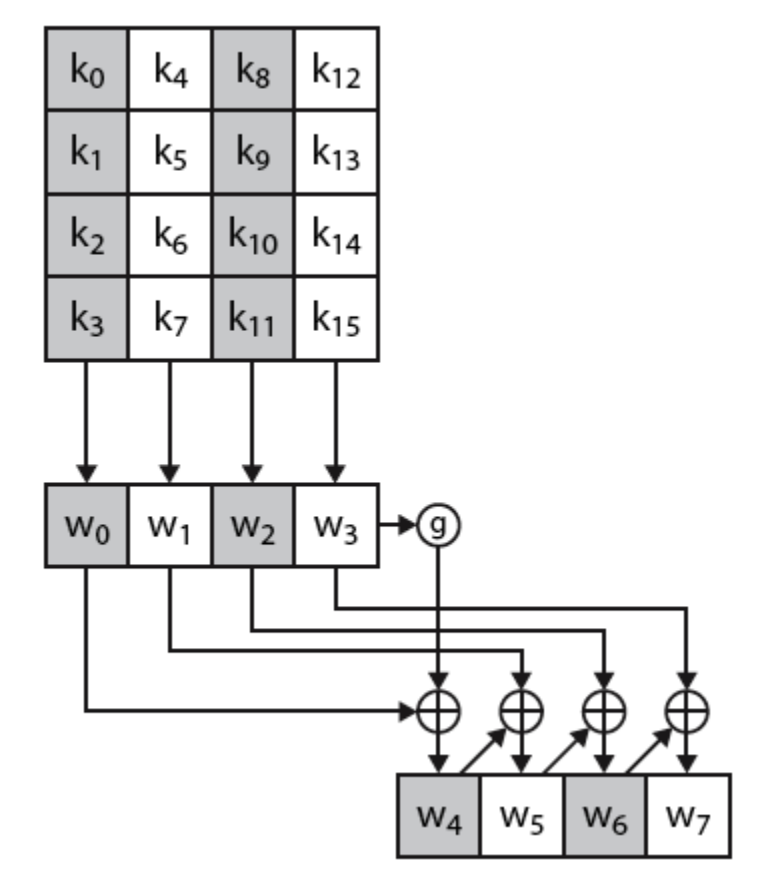


# AES kulcs kiterjesztés (Key Expansion)

- minden körhöz 4 (32-bites) szóból álló körkulcs kell
- a körök számától függően egy összesen 44/52/60 szóból álló kulcstömbre van szükség
- a kulcstömb első 4 eleme maga a titkosítás kulcsa (128 bit) $w_0$, $w_1$, $w_2$, $w_3$
- a kulcstömb további szavait ezek kiterjesztésével kapjuk
- a következő szót mindig **az előzőből** és a 4-gyel ezelőttiből képezve
  - 4 ből 3 esetben egyszerűen XOR-olva a kettőt
  - minden 4. esetben viszont (ha az új $w_i$ indexe 4-gyel osztható) az előző szót előbb
    1. elforgatjuk
    2. az S-doboz alapján helyettesítjük
    3. egy kör konstanssal XOR-oljuk

  mielőtt a 4-el ezelőttivel XOR-olnánk

# AES kulcs kiterjesztés



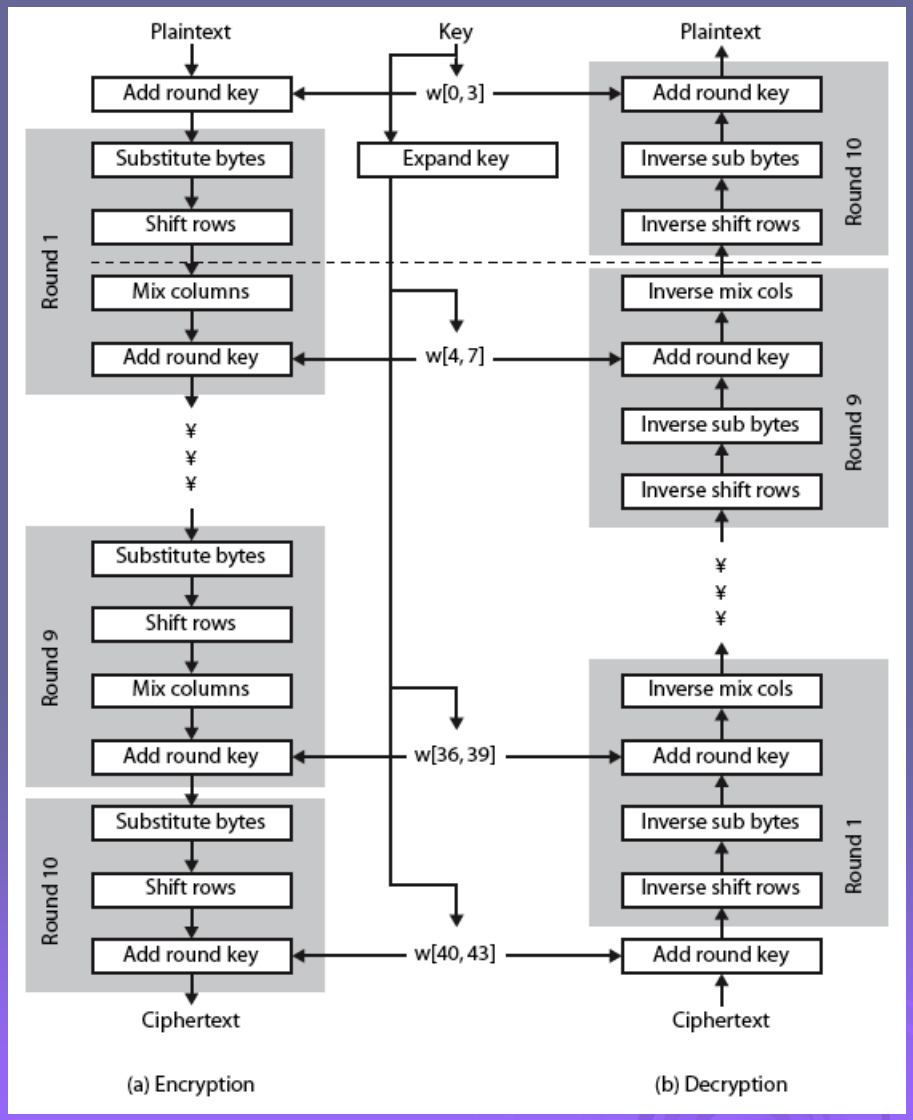
# A kulcs kiterjesztés magyarázata

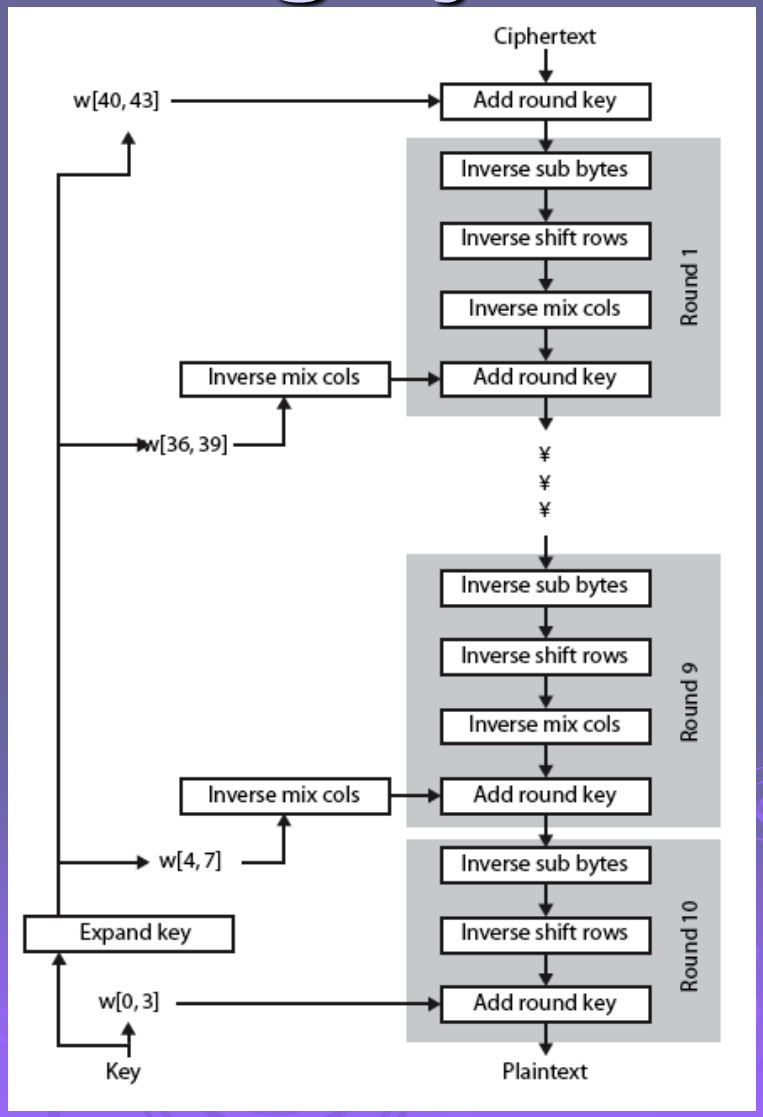
- hogy az ismert támadásoknak ellenálljon
- a következő tervezési kritériumok vették:
  - a kulcs egy részének ismeret ne segítse a többi bit meghatározását
  - a transzformáció invertálható legyen
  - gyorsan működjön különböző a processzorokon
  - a körkonstansok alkalmazása megtörje a szimmetriát
  - biztosítsa a kulcs bitjeinek diffúzióját a körkulcsok bitjeibe
  - küszöbölje ki a linearitást, így gátolva az analízist
  - egyszerűen leírható/megvalósítható legyen

# Az AES megfejtés

- mind a 4 lépésnek van inverze: pl. InvSubBytes()
  ezek megegyeznek az eredetivel csak más konstansokkal/táblázatokkal dolgoznak
- az AES megfejtés nem egyezik meg a titkosítással mivel a **lépések inverzét fordított sorrendben kell alkalmazni**
- de szerencsére lehetőség van a titkosítással megegyező struktúrájú ekvivalens megfejtő algoritmus kidolgozására
  - természetesen fordított kulcssorrenddel
  - a lépések inverzeihez tartozó más táblázatokkal
- erre azért van lehetőség, mert
  - InvSubBytes és InvShiftRows sorrenje felcserélhető
  - InvMixColumns és AddRoundKey is felcserélhető, ha a körkulcson előbb InvMixColumns-t elvégezünk, hiszen InvMixColumns lineáris transzformáció.

# AES ekvivalens megfejtés



# Implementációs szempontok I

- effektíven implementálható 8-bites CPU-ra:
  - SubBytes leírható egy 256 elemű bájtokat tartalmazó táblázattal
  - ShiftRows egyszerűen bájtok cseréje
  - AddRoundKey bájtonkénti XOR művelet
  - MixColumns ugyan mátrixszorzás $GF(2^8)$ felett, de egyszerűsíthető egy másik 256 elemű, bájt értéket tartalmazó tömbben való keresések és bájtonkénti XOR műveletek használatára
    - csak {02}-vel kell tudni szorozni, mert {03} = {02} $\oplus$ {01}

# Implementációs szempontok II

- effektíven implementálható 32-bites CPU-ra is:
  - a kör 4 függvényét összevonhatjuk 32-bites oszlopok közvetlen kiszámítására táblázatokkal
  - ehhez előre kiszámíthatunk 4 darab 256 bemenetű 32-bites szó értékeket tartalmazó táblázatot
  - egy eredmény oszlop kiszámítható 4 darab kereséssel a táblázatokban + 4 szavankénti XOR-ral
  - a táblázatok mérete összesen 4 x 256 x 4 = 4096 bájt
  - ha nincs 4KB hely megoldható 1 táblázattal és ciklikus forgatásokkal is
- a tervezők szerint ez az effektív megvalósíthatóság kulcsfontosságú tényező volt abban, hogy a Rijndaelt választották  AES titkosítónak

# Az AES biztonsága

- a módszer feltörésének minősül minden olyan módszer, ami pl. a tejes kipróbálás átlagos $2^{127}$ titkosítási műveleténél kevesebbel fejti meg a 128 bites kulcsot
- mondjuk egy $2^{120}$ műveletigényű, $2^{100}$ választott nyíltszöveget igénylő módszer is, ami a gyakorlatban biztos, hogy kivitelezhetetlen
- jelenleg (2009-ben) **nem ismert AES törés** csupán az AES kevesebb körrel rendelkező változatatira van ilyen:
  - ismert nyílt szövegű támadás
    - 7 körös AES-128-ra
    - 8 körös AES-192-re és AES-256-ra
  - hasonló kulcsos támadás (related key attack)
    - 9 körös AES-256-ra
      (2009. aug, $2^{39}$ !!! ,2 hasonló kulccsal)

# Az XSL támadás (?)

- 2002-ben ugyan napvilágot látott egy spekulatív „XSL attack” nevezetű támadás
- de még nyitott kérdéses, hogy valóban alkalmazható-e elméletileg is az AES-re
- jelenleg gyakorlati kivitelezése nagyon valószínűtlen

# Kerülő utas támadások (side channel attacks)

- ezek nem az algoritmust, hanem annak implementációját támadják
- nevezetesen **cache timing attacks** (gyorsítótár időméréses támadások)
- de kivitelezésükhöz a titkosító rendszer nagyon pontos megfigyelésére van szükség,
- pl. a titkosító szerveren futó időmérő programra, vagy 200 millió választott nyílt szövegre
- komoly gyakorlati fenyegetést nem jelentenek
- sajnos nagyon nehéz olyan implementációt írni, hogy a táblázatokban való keresés gyors, de az indextől teljesen független legyen

# Felhasznált irodalom


- Virrasztó Tamás: Titkosítás és adatrejtés: Biztonságos kommunikáció és algoritmikus adatvédelem, NetAcademia Kft., Budapest, 2004. Online elérhető: http://www.netacademia.net/book.aspx?id=1# (3.4.-3.5. fejezet)
- William Stallings: Cryptography and Network Security, 4th Edition, Prentice Hall, 2006. (Chapter 5)
- Lawrie Brown előadás fóliái (Chapter 5)
- http://en.wikipedia.org/wiki/Advanced_Encryption_Standard
- AES animáció: http://www.cs.bc.edu/~straubin/cs381-05/blockciphers/rijndael_ingles2004.swf