Šifra je sym., pokud $k_E = k_D$ { streamová, blokové }, ... asym. pokud $k_E \neq k_D$

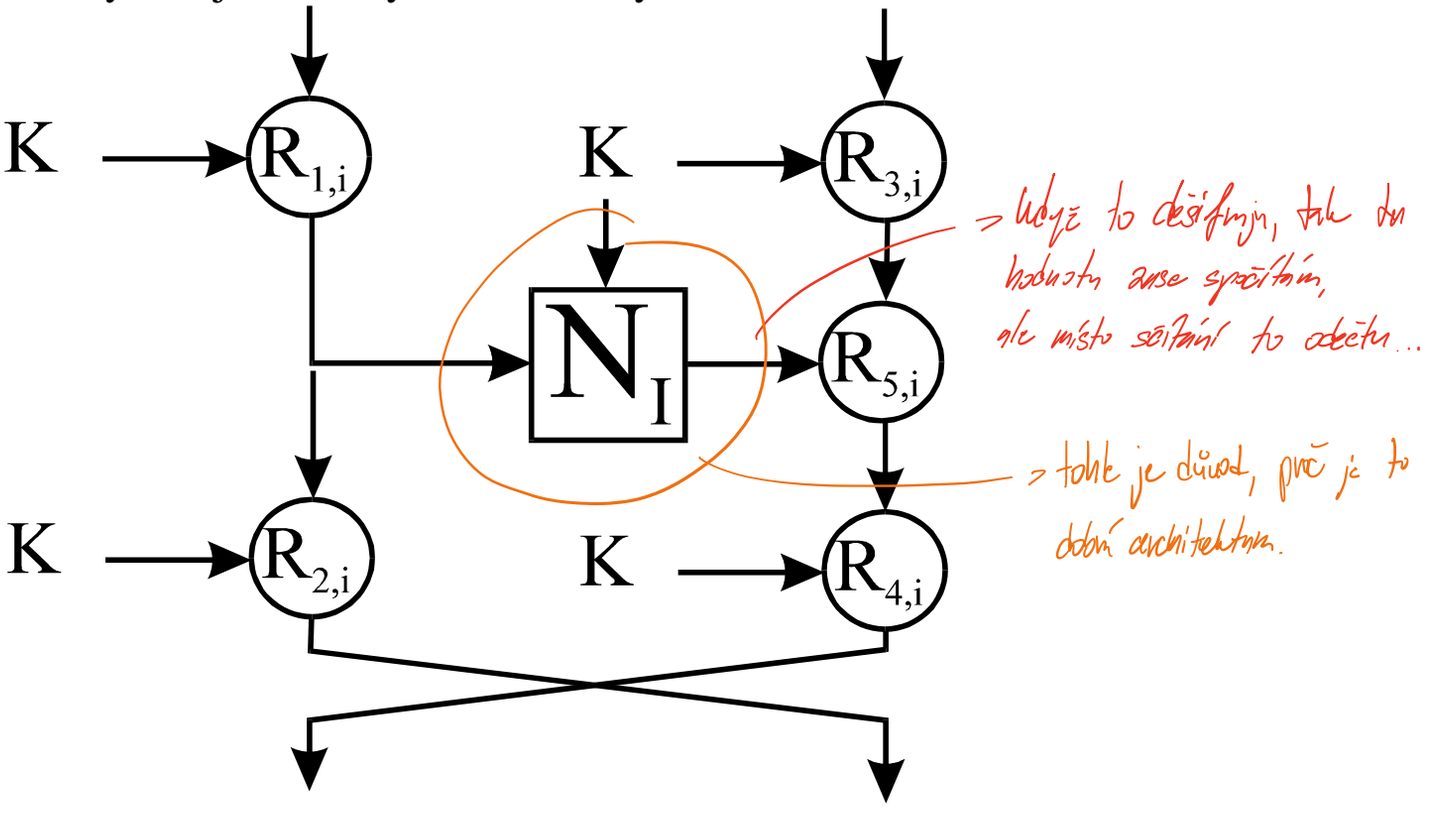
Blokové kryptosystémy s tajným klíčem

stejný klíč použit pro šifrování a dešifrování
mapují *n*-bitový plaintext na *n*-bitovou šifru za použití *k*-bitového klíče (parametr)
lze chápat jako jednoduché substituční šifry s nad obrovskou abecedou
každá šifra je soustavou bijekcí definujících permutaci nad *n*-bitovými vektory, tj. je invertibilní, klíč vybírá konkrétní bijekci

Hodnocení blokových šifer

- odhadovaná úroveň bezpečnosti ... důvěra v historickou bezpečnost roste s časem
- velikost klíče – je horním limitem bezpečnosti šifry
- výkon (efektivita) – měřeno počtem instrukcí na zašifrovaný byte
- v elikost bloku
- komplexita kryptografické transformace
- zvětšení dat šifrováním
- propagace chyb
- komplexita expanze klíče (inicializace)

mnoho dnešních systémů jsou *Feistelovy šifry*
obecný tvar jednoho cyklu Feistelovy sítě:



→ když to dešifruju, tak do hodnoty zase spočítám, ale místo sčítání to odečtu...

→ tohle je důvod, proč je to dobrá architektura.

Sym. šifra si zakládá na řetězení velkého počtu nejjednodušších int. operací.
Zároveň to jsou operace, co umí provést CPU, tudíž jsou i velmi rychlé.

$R_{j,i}$ - reversibilní funkce textu a klíče
N_i - nereversibilní funkce textu a klíče

Kryptosystém DES

Vyvinula firma IBM na zakázku NBS počátkem 70. let. Původní název DEA, v USA DEA1. Jako standard přijat 23. 11. 1976
Patrně nejrozsáhleji používaný šifrovací algoritmus všech dob.
Přibližně od přelomu tisíciletí **není považován za bezpečný z důvodu malé délky klíče** – nicméně 20 let intenzivní kryptoanalýzy nepřineslo žádný zásadní poznatek o vnitřních slabinách algoritmu
Norma ANSI X3.92

šifruje 64-bitové bloky otevřeného textu na 64-bitové výstupní bloky, délka klíče 64 bitů

Požadavky zadavatele

1. Alg. musí poskytovat vysoký stupeň ochrany
2. Musí být formálně popsatelný a snadno pochopitelný
3. Bezpečnost algoritmu nesmí záviset na znalosti či neznalosti samotného algoritmu.
4. Musí být dostupný pro nejširší veřejnost.
5. Musí být použitelný v nejrůznějších aplikacích.
6. Musí být efektivní.
7. Musí být ověřitelný.
8. Musí být exportovatelný.

Analýza

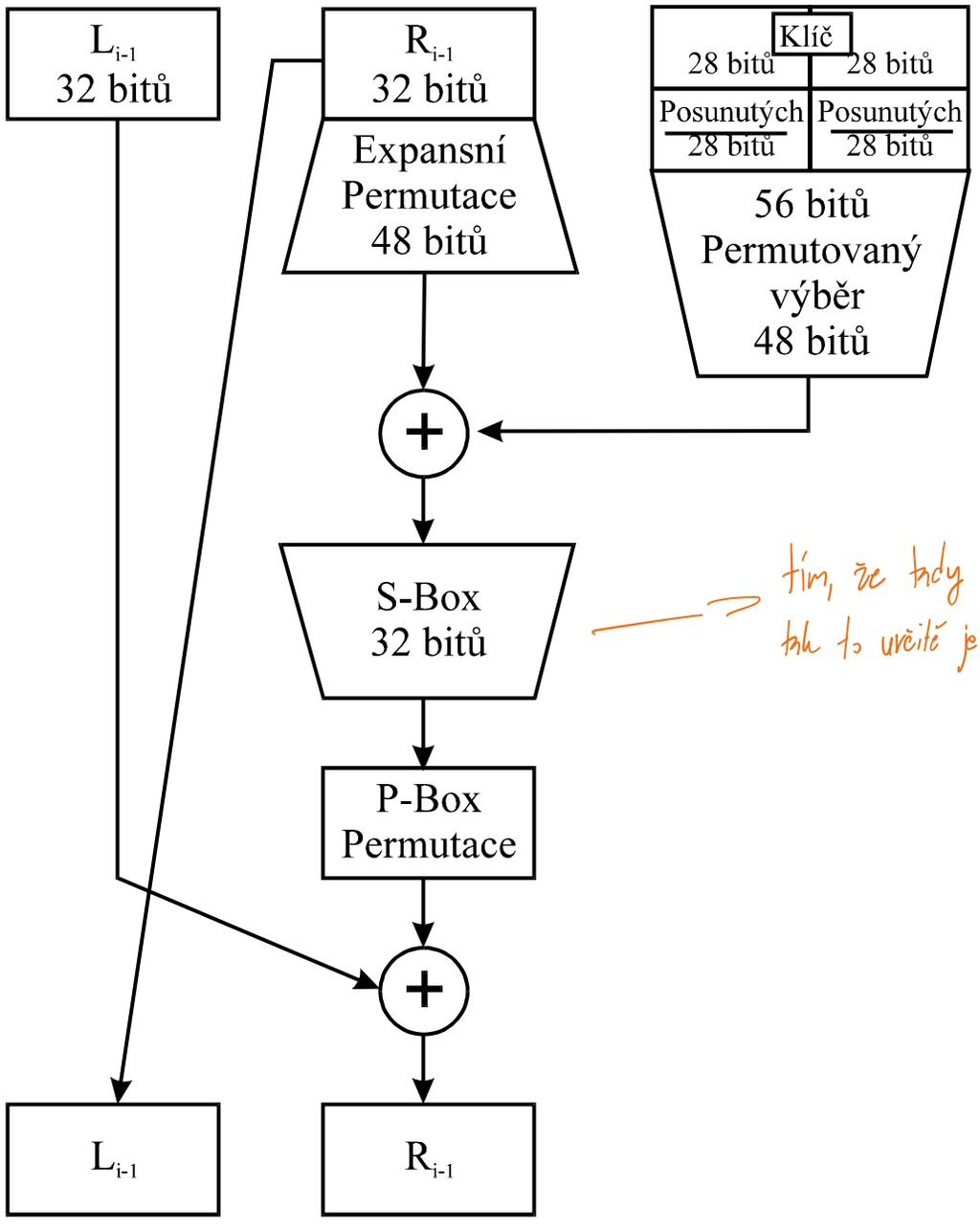
- úvodní permutace nemá prakticky žádný vliv
- příliš krátký klíč, navíc efektivně pouze 56-bitový
- komplementárnost - $C = \mathbf{E}(K, P) \Leftrightarrow \neg C = \neg\, \mathbf{E}(\neg K, \neg P)$
- existence slabých (weak) klíčů ($\mathbf{E}(K) = \mathbf{D}(K)$) a poloslabých (semiweak) klíčů ($\mathbf{E}(K_1)\ \mathbf{E}(K_2)) = Id$.
- nevhodný návrh S-boxů

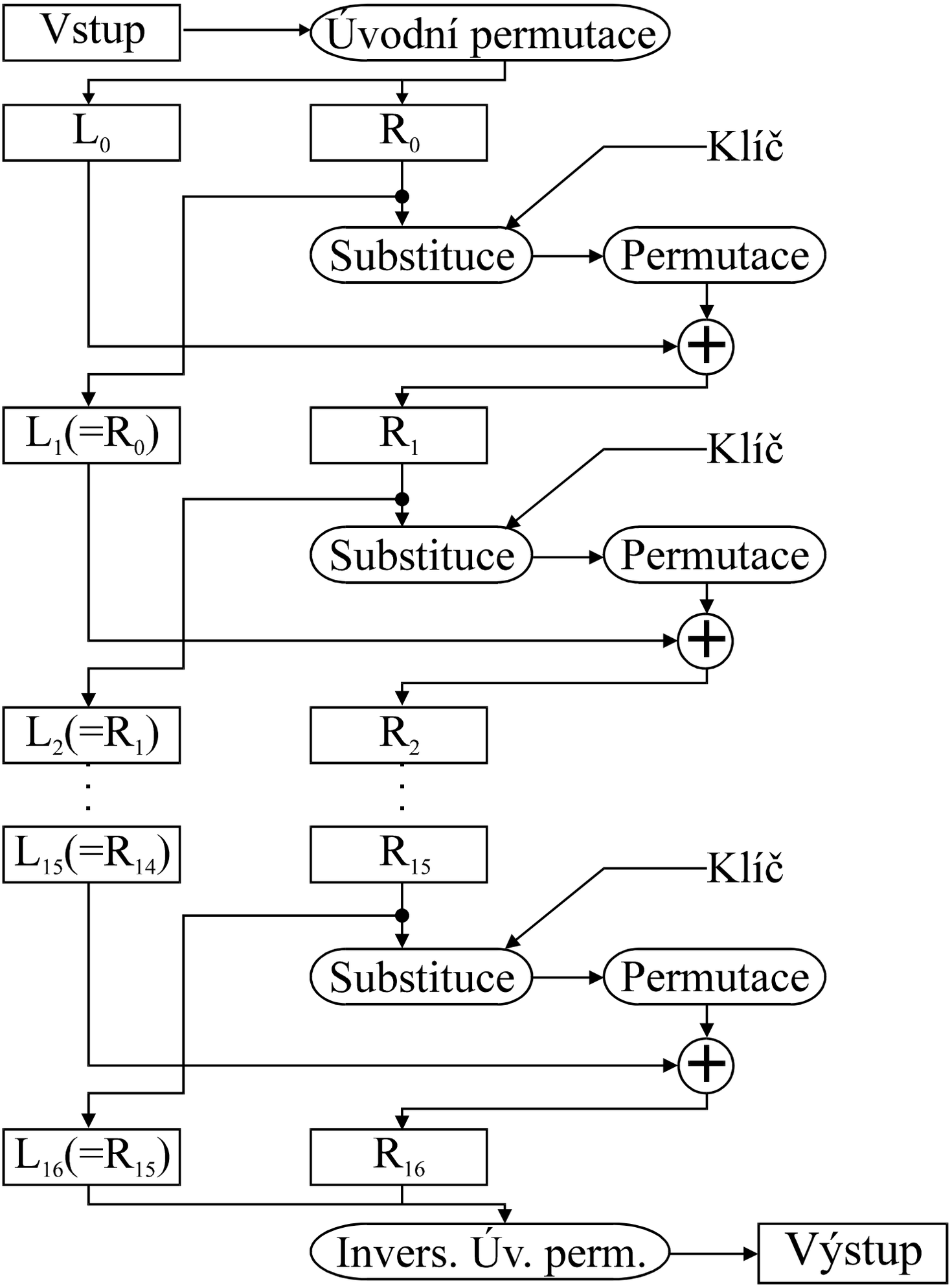
Možné způsoby zvýšení bezpečnosti

1. vícenásobné šifrování - nestačí dvojnásobné, ke skutečnému zvýšení bezpečnosti nutno šifrovat

$$C = \mathbf{E}(K_1)\mathbf{D}(K_2)\mathbf{E}(K_1)$$

2. zvětšení délky hesla na 768 bitů - nepříliš účinné




Vstup
Úvodní permutace
L_0
R_0
Klíč
Substituce
Permutace
$L_1(=R_0)$
R_1
Klíč
Substituce
Permutace
$L_2(=R_1)$
R_2
$L_{15}(=R_{14})$
R_{15}
Klíč
Substituce
Permutace
$L_{16}(=R_{15})$
R_{16}
Invers. Úv. perm.
Výstup

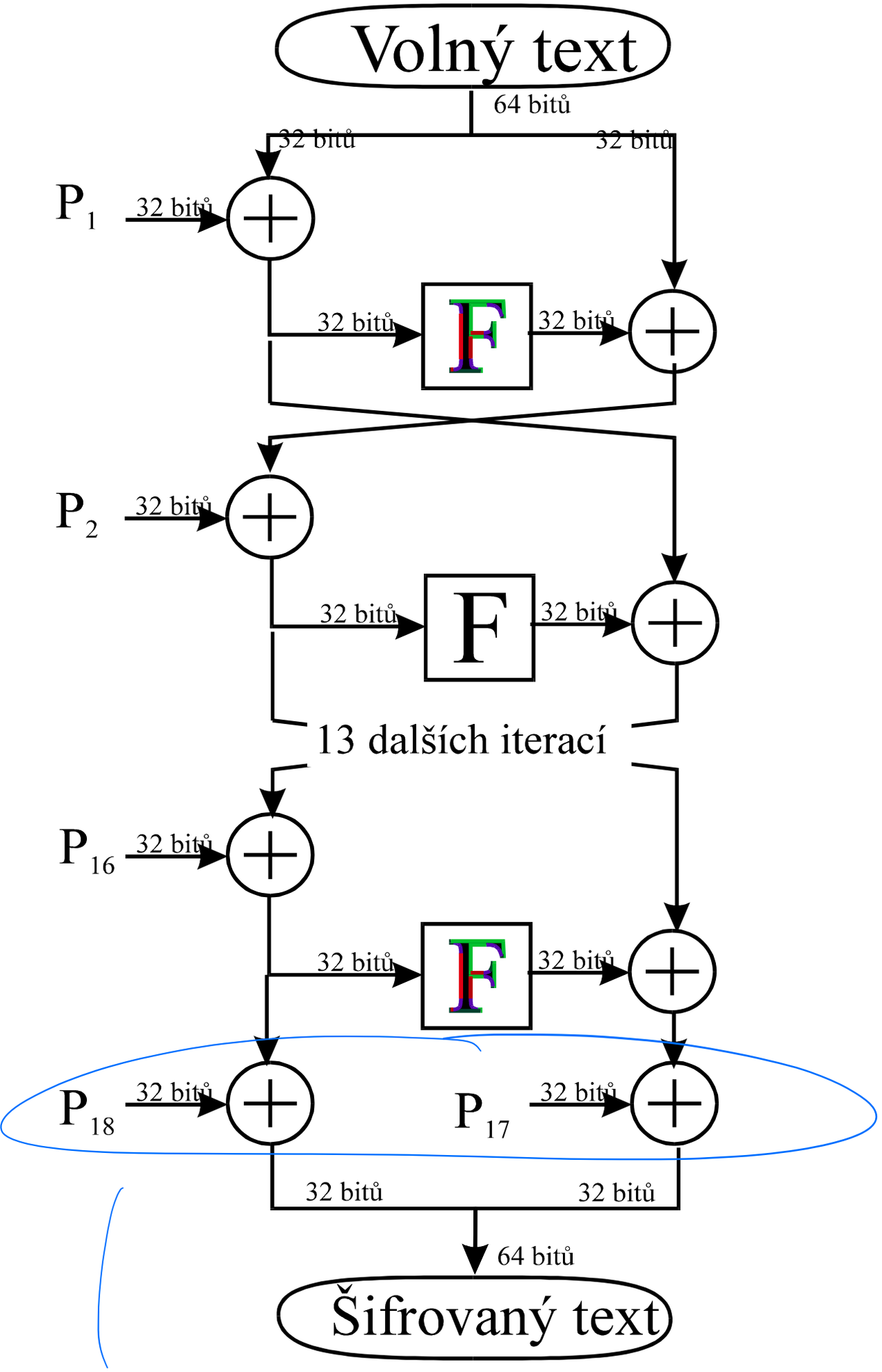
Chci mít co největší lavinový efekt a být jen jednoho bitu vstupu...

<- což S-boxy, co měli 6-bit vstup a 4-bit výstup, nemůžou, protože jejich domény byly furt ty 4-bity...

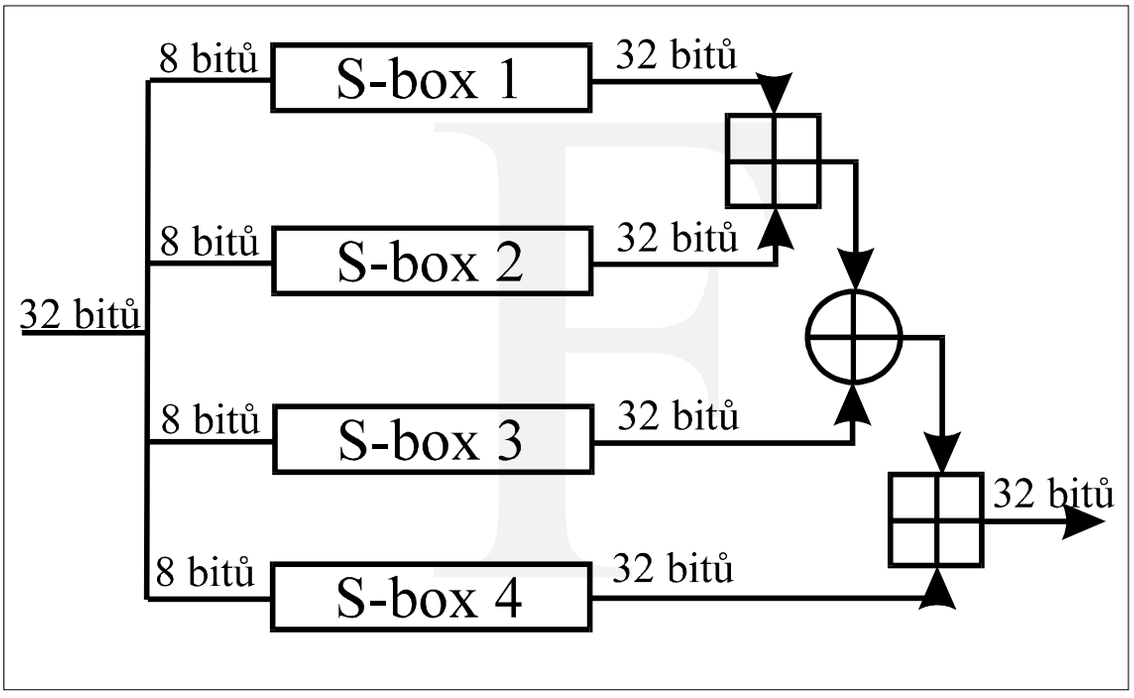
Generování podklíčů

1. Inicializujeme *P-pole* a všechny *S-boxy* pevným řetězcem
2. **xor** P_1 s prvními 32 bity klíče, **xor** P_2 s dalšími 32 bity klíče atd.
3. Zašifrujeme nulový řetězec
4. P_1 a P_2 nahradíme výstupem předchozího kroku
5. zašifrujeme výstup kroku 3.
6. P_3 a P_4 nahradíme výstupem předchozího kroku
7. stejně pro ostatní položky *P-pole* a všechny *S-boxy*

Algoritmus provádí 16 cyklů nad vstupem délky 64 bitů. Pro účely analýzy navrženy jeho zmenšené varianty (MiniBlowfish) pracující nad vstupem 32 popřípadě 16 bitů.



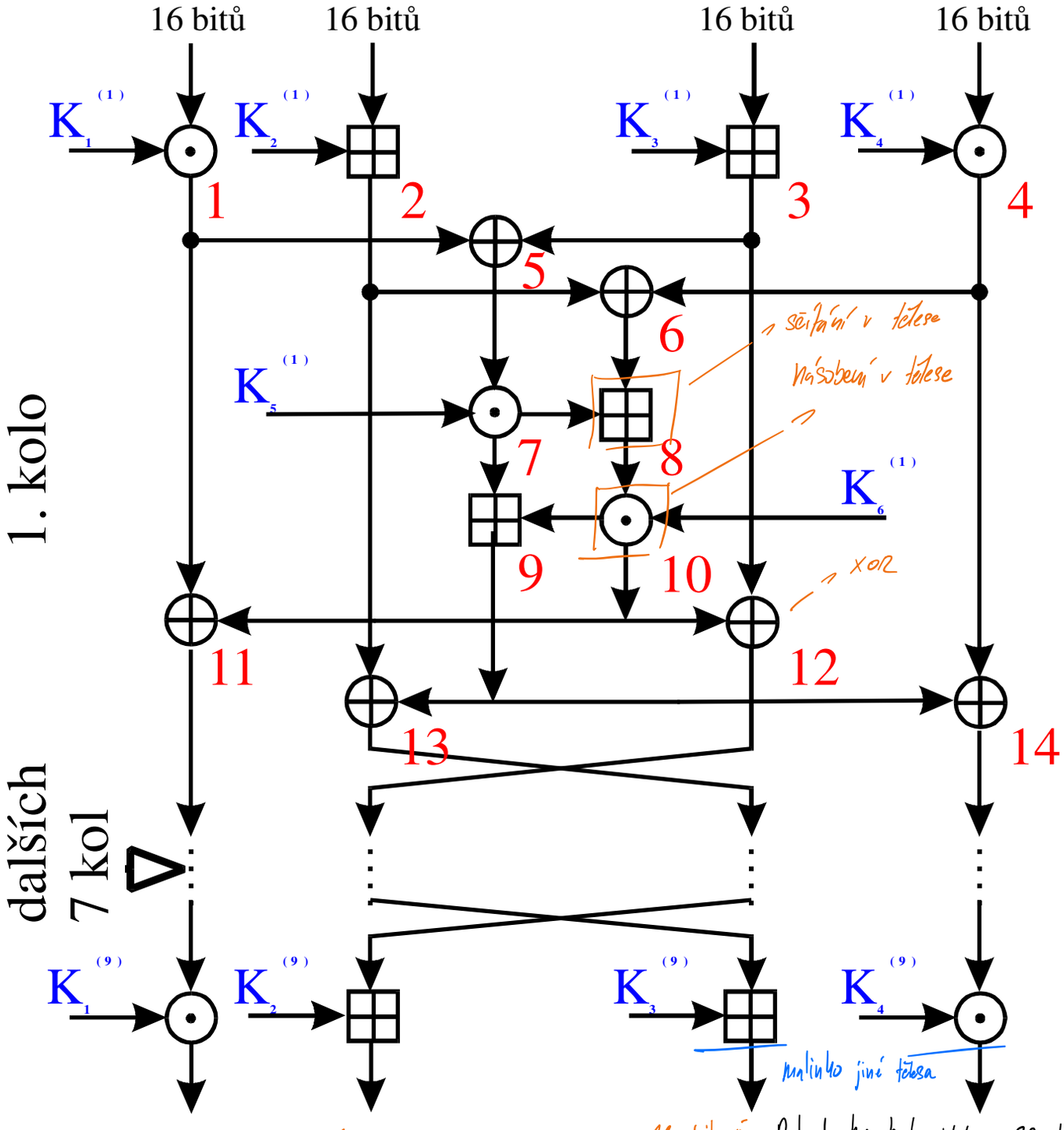
Tohle je důležitý, protože když to chci zlomit, tak hned první, co narazím, je neumlost klíče.



Kryptosystém IDEA

publikován v roce 1991 pod názvem IPES, autoři X. Lai a J. Massey
současný název akronymem za International Data Encryption Algorithm
bloková šifra s délkou bloku 64 bitů, pracující s klíčem o délce 128 bitů
algoritmus byl patentován (patentní ochrana již vypršela), nešel volně používat

Blok otevřeného textu je rozdělen na čtyři části, každá o délce šestnáct bitů. Poté je provedeno osm kol šifrovacího procesu.



Tvorba subklíčů

celkem 52 subklíčů:

1. klíč rozdělen na osm částí - vznikne prvních osm subklíčů
2. je provedena rotace klíče vlevo o 25 bitů
3. vzniklý řetězec je opět rozdělen na osm č9079(5.96 Tf 7.084)-4.05548415 0 T.96 Tf 7
   č č

použijeme-li pro šifrování v *i*-tém ($i = 1, \ldots, 8$) kole klíčů

$$K_1^{(i)}, K_2^{(i)}, K_3^{(i)}, K_4^{(i)}, K_5^{(i)}, K_6^{(i)}$$

a v závěrečné fázi $K_1^{(9)}, K_2^{(9)}, K_3^{(9)}, K_4^{(9)}$,
pro dešifrování použijeme klíčů ve tvaru

kde $(K_x^{(i)})^{-1}$ znamená multiplikativní inverzi mod $2^{16}+1$, $-K_x^{(i)}$ aditivní inverzi mod 2^{16}

IDEA může být používána v libovolném pracovním módu pro blokové šifry, zejména v módech ECB, CBC, OFB, CFB
lze použít trojnásobné šifrování EDE Triple-IDEA se dvěma 128-bitovými klíči, použít 52 nezávislých řetězců

Analýza

⊕ označuje bitové XOR, + značí sčítání modulo délka slova, -- odčítání, *x* <- *y* znamená rotaci řetězce *x* vlevo o *y* bitů a symbol -> rotaci opačným směrem.

Šifrování

Předpokládejme prozatím, že máme k dispozici pole subklíčů S. Nechť se blok otevřeného textu skládá ze dvou částí *A* a *B*. Šifrování probíhá dle následujícího předpisu:

A = *A* + S[0];
B = *B* + S[1];
for *i* = 1 **to** <počet_kol> **do**
    A = ((*A* ⊕ *B*) <- *B*) + S[2*i*];
    B = ((*B* ⊕ *A*) <- *A*) + S[2*i* + 1];

Dešifrování

for *i* = <počet_kol> **downto** 1 **do**
    B = ((*B* -- S[2*i* + 1]) -> *A*) ⊕ *A*);
    A = ((*A* -- S[2*i*]) -> *B*) ⊕ *B*);
B = *B* -- S[1];
A = *A* -- S[0];

Inicializace

pole subklíčů *S,* pomocné pole *L* o velikosti tolik slov, aby se do něj "vešel" klíč a dvě magická čísla:
P*w* = **Odd**((*e* – 2)2^w) a
Q*w* = **Odd**((*ϕ* – 2)2^w)
kde *e* je základ přirozeného logaritmu (2,718281...), *ϕ* je tzv. zlatý řez (1,618033...) a *w* značí délku slova. Funkce **Odd** vrací nejbližší liché celé číslo.
Do pole L zkopírujeme od začátku šifrovací klíč, a na konci případně doplníme nulami. Pole S naplníme dle předpisu

S[0] = P_w;
for *i* = 1 **to** 2 * (<počet_kol> + 1) -- 1 **do**
    S[*i*] = S[*i* – 1] + Q_w;

a proces generování subklíčů dokončíme promícháním obou polí:

i = *j* = 0;
A = *B* = 0;
for *k* = 1 **to** 3 * **max**(s, l) **do**
    A = S[*i*] = (S[*i*] + *A* + *B*) <- 3;
    B = L[*j*] = (L[*j*] + *A* + *B)* <- (*A* + *B*);
    i = (*i* + 1) **mod**(s);

$$j = (j + 1) \textbf{ mod}(l);$$

kde s resp. l jsou velikosti polí S, resp. L.

Velikost slova je rozumné volit v závislosti na velikosti slova používaného procesoru, 128 bitů pro hašování. Šest kol pro nenáročné aplikace (není bezpečné), 32 pro ty nejnáročnější. Jako rozumná se jeví volba délka slova 32 bitů, 12 kol, 16bajtový klíč, což krátce zapíšeme RC5-32/12/16.
Je znám útok založený na diferenciální kryptoanalýze se složitostí 2^{44} proti algoritmu používajícímu 12 kol. Jsou známy útoky na implementace algoritmu na platormách, kde délka provedení rotace závisí na délce rotace.
Dnes lépe 18 – 20 kol.

Poučení z devadesátých let

- nezbytné zvýšit odolnost vůči diferenční a lineární kryptoanalýze (maskování klíčem, zvýšení počtu kol)
- nově je třeba reagovat na neteoretické fyzikální útoky na procesor realizující šifru (výběr operací ekvivalentně zatěžujících procesor)
- zvýšení efektivity operací využitím plné délky slova procesoru v jednotlivých operacích

Kryptosystém Serpent

32 kol SP síť, vstup 128 bit plaintext, výstup 128 bit šifra, klíč variabilní délky až 256 bitů
konzervativní návrh využívající konstantní bitové rotace, substituce, XOR
součástí definice algoritmu 8 konstantních S-boxů S_0 … S_7 se vstupem a výstupem o šíři 4 bity

Šifrování

založeno na bitových rotacích a posunech 32bitových slov
Provede se 31 kol následujícího procesu,
na závěr algoritmus provede ještě jedno míchání s klíčem, substituci a závěrečné míchání s klíčem

Dešifrování

Spočte se inverzní hodnota pro všechny S-boxy a algoritmus se spustí „pozpátku“ přičemž všechny operace se invertují

Analýza

Algoritmus je navrhován aby byl odolný proti známým metodám analýzy, byl jedním z pěti postupujících kandidátů pro AES. Bylo publikováno několik útoků omezujících v malé míře bezpečnost šifry, např kompromitace 6 – 11 kol algoritmu vesměs typu known plaintext s potřebou 2^{110} plaintextů a složitostí cca 2^{200} proti neoslabenému algoritmu.
Obecně se soudí, že Serpent má větší bezpečnostní rezervu, než Rijndael, ale je pomalejší a méně vhodný pro implementaci na omezeném HW.

Kryptosystém *Rijndael*

produkční bloková šifra s proměnnou délkou bloku 16, 24 nebo 32 bajtů a klíčem o délce 128, 192, 256 bitů
založena na podobném principu jako algoritmus Square
Stavem šifry označujeme obsah pole $a_{i,j}$ o rozměrech 4 x (délka_bloku / 32)
Podobně klíč je pole $k_{i,j}$ o rozměrech 4 x (délka_klíče / 32)

$a_{0,0}$	$a_{0,1}$	$a_{0,2}$	$a_{0,3}$	$a_{0,4}$	$a_{0,5}$
$a_{1,0}$	$a_{1,1}$	$a_{1,2}$	$a_{0,3}$	$a_{1,4}$	$a_{1,5}$
$a_{2,0}$	$a_{2,0}$	$a_{2,2}$	$a_{2,3}$	$a_{2,4}$	$a_{2,5}$
$a_{3,0}$	$a_{3,1}$	$a_{3,2}$	$a_{3,3}$	$a_{3,4}$	$a_{3,5}$

$k_{0,0}$	$k_{0,1}$	$k_{0,2}$	$k_{0,3}$
$k_{1,0}$	$k_{1,1}$	$k_{1,2}$	$k_{0,3}$
$k_{2,0}$	$k_{2,0}$	$k_{2,2}$	$k_{2,3}$
$k_{3,0}$	$k_{3,1}$	$k_{3,2}$	$k_{3,3}$

blok plaintextu je do stavu vkopírován v pořadí $a_{0,0}$, $a_{1,0}$, atd. podobně klíč
počet kol je závislý na délce bloku a klíče:

Klíč / Blok	4	6	8
4	10	12	14
6	12	12	14
8	14	14	14

Šifrování

```
Round(State,RoundKey){
    ByteSub(State);
```

```
        ShiftRow(State);
        MixColumn(State);
        AddRoundKey(State,RoundKey);
}

FinalRound(State,RoundKey){
        ByteSub(State) ;
        ShiftRow(State) ;
        AddRoundKey(State,RoundKey);
}
```

Zde:
ByteSub(State)

$a_{0,0}$	$a_{0,1}$	$a_{0,2}$	$a_{0,3}$	$a_{0,4}$	$a_{0,5}$
,0	$a_{1,1}$	$a_{1,2}$	$a_{0,3}$	$a_{1,4}$	$a_{1,5}$
$a_{2,0}$	$a_{2,0}$	$a_{2,2}$	$a_{2,3}$	$a_{2,4}$	$a_{2,5}$
$a_{3,0}$	$a_{3,1}$	$a_{3,2}$	$a_{3,3}$	$a_{3,4}$	$a_{3,5}$

S-box

$b_{0,0}$	$b_{0,1}$	$b_{0,2}$	$b_{0,3}$	$b_{0,4}$	$b_{0,5}$
$b_{1,0}$	$b_{1,1}$	$b_{1,2}$	$b_{0,3}$	$b_{1,4}$	$b_{1,5}$
$b_{2,0}$	$b_{2,0}$	$b_{2,2}$	$b_{2,3}$	$b_{2,4}$	$b_{2,5}$
$b_{3,0}$	$b_{3,1}$	$b_{3,2}$	$b_{3,3}$	$b_{3,4}$	

S-box je nelineární invertibilní transformace definovaná ve dvou krocích –

- provede se invertování (vůči násobení) nad GF(2^8) , 0 je inverzní sama k sobě
- aplikuje se následující transformace

ShiftRow (State)
provádí rotaci řádků 1, 2 a 3 stavu o pevnou hodnotu závislou na velikosti stavu

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

Nb	C1	C2	C3
4	1	2	3
6	1	2	3
8	1	3	4

MixColumn (State)

$a_{0,0}$	$a_{0,1}$	$a_{0,2}$	$a_{0,3}$	$a_{0,4}$	$a_{0,5}$
$a_{1,0}$	$a_{1,1}$	$a_{1,2}$	$a_{0,3}$	$a_{1,4}$	$a_{1,5}$
$a_{2,0}$	$a_{2,0}$	$a_{2,2}$	$a_{2,3}$	$a_{2,4}$	$a_{2,5}$
$a_{3,0}$	$a_{3,1}$	$a_{3,2}$	$a_{3,3}$	$a_{3,4}$	$a_{3,5}$

⊕ C(x)

$b_{0,0}$	$b_{0,1}$	$b_{0,2}$	$b_{0,3}$	$b_{0,4}$	$b_{0,5}$
$b_{1,0}$	$b_{1,1}$	$b_{1,2}$	$b_{0,3}$	$b_{1,4}$	$b_{1,5}$
$b_{2,0}$	$b_{2,0}$	$b_{2,2}$	$b_{2,3}$	$b_{2,4}$	$b_{2,5}$
$b_{3,0}$	$b_{3,1}$	$b_{3,2}$	$b_{3,3}$	$b_{3,4}$	$b_{3,5}$

realizuje násobení sloupce jako polynomu nad GF(2^8) konstantním polynomem $C(x) = 3x^3+x^2+x+2$ modulo x^4+1

AddRoundKey (State, RoundKey)
provádí míchání (XOR) stavu s příslušným podklíčem

$a_{0,0}$	$a_{0,1}$	$a_{0,2}$	$a_{0,3}$	$a_{0,4}$	$a_{0,5}$
$a_{1,0}$	$a_{1,1}$	$a_{1,2}$	$a_{1,3}$	$a_{1,4}$	$a_{1,5}$
$a_{2,0}$	$a_{2,1}$	$a_{2,2}$	$a_{2,3}$	$a_{2,4}$	$a_{2,5}$
$a_{3,0}$	$a_{3,1}$	$a_{3,2}$	$a_{3,3}$	$a_{3,4}$	$a_{3,5}$

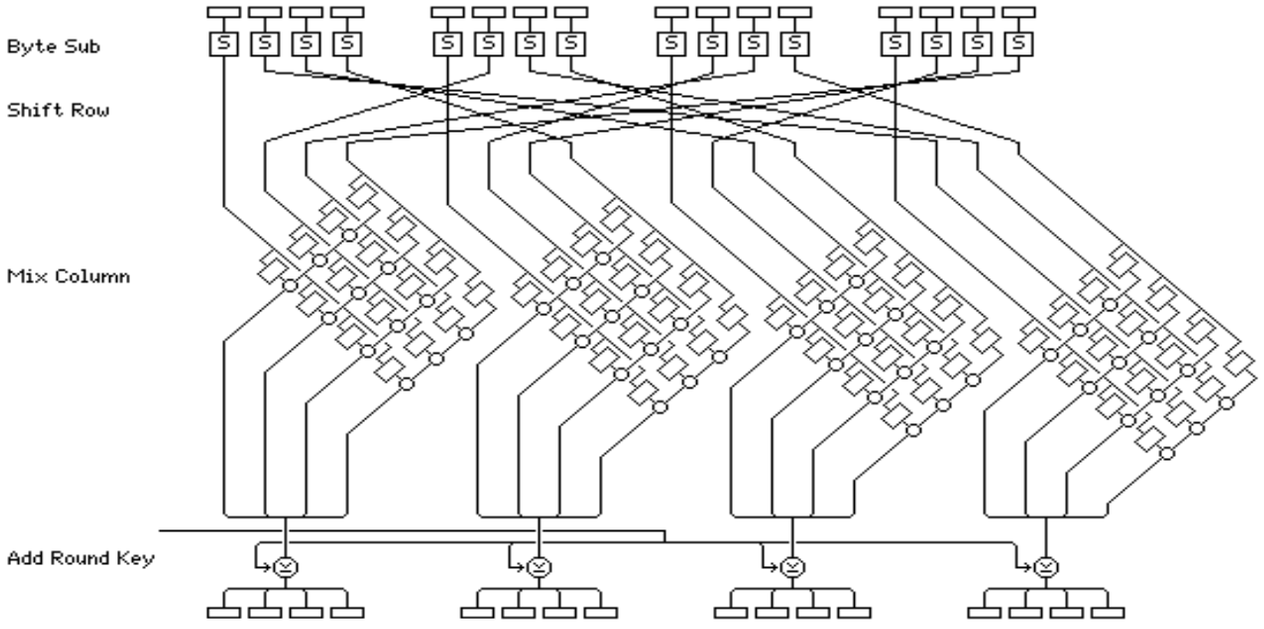
⊕

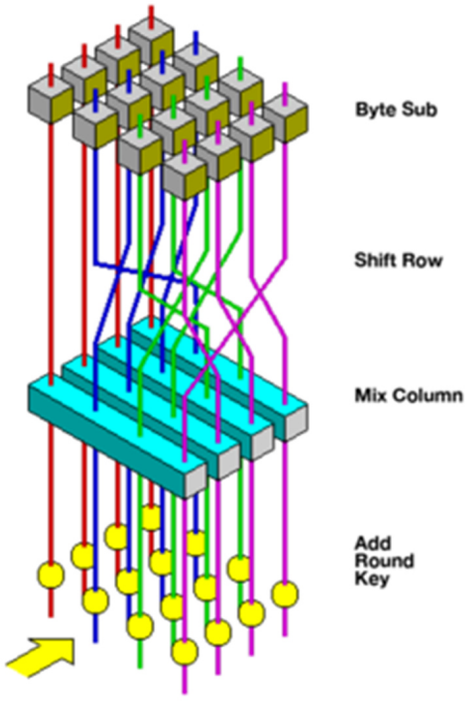
$k_{0,0}$	$k_{0,1}$	$k_{0,2}$	$k_{0,3}$	$k_{0,4}$	$k_{0,5}$
$k_{1,0}$	$k_{1,1}$	$k_{1,2}$	$k_{1,3}$	$k_{1,4}$	$k_{1,5}$
$k_{2,0}$	$k_{2,1}$	$k_{2,2}$	$k_{2,3}$	$k_{2,4}$	$k_{2,5}$
$k_{3,0}$	$k_{3,1}$	$k_{3,2}$	$k_{3,3}$	$k_{3,4}$	$k_{3,5}$

=

$b_{0,0}$	$b_{0,1}$	$b_{0,2}$	$b_{0,3}$	$b_{0,4}$	$b_{0,5}$
$b_{1,0}$	$b_{1,1}$	$b_{1,2}$	$b_{1,3}$	$b_{1,4}$	$b_{1,5}$
$b_{2,0}$	$b_{2,1}$	$b_{2,2}$	$b_{2,3}$	$b_{2,4}$	$b_{2,5}$
$b_{3,0}$	$b_{3,1}$	$b_{3,2}$	$b_{3,3}$	$b_{3,4}$	$b_{3,5}$

Zajímavé je, že celé kolo šifrovacího procesu lze na 32 bitovém procesoru implementovat jako 4 výběry z tabulky a 4 XOR operace





… asi nejlepší obrázek přehledový obrázek struktury šifrování v Rijndael algoritmu

Expanze klíče

```
KeyExpansion(byte Key[4*Nk] word W[Nb*(Nr+1)])
{
for(i = 0; i < Nk; i++)
W[i] = (key[4*i],key[4*i+1],key[4*i+2],key[4*i+3]);
for(i = Nk; i < Nb * (Nr + 1); i++)
{
        temp = W[i - 1];
        if (i % Nk == 0) {
```

```
            temp = SubByte(RotByte(temp)) ^ Rcon[i / Nk];
        } else if (i % Nk == 4) {
            temp = SubByte(temp);
        W[i] = W[i - Nk] ^ temp;
        }
}
```

Analýza

Algoritmus byl podroben rozsáhlé analýze a zvolen jako nový standard AES
V současnosti není známa jakákoliv prakticky použitelná slabina
Zvláštností je matematický model prováděných transformací
Publikovány různé útoky do určité míry omezující bezpečnost algoritmu. Původně publikovaný XSL útok není funkční. Publikovány útoky na key schedule se složitostí 2^{99}, ovšem s malou praktickou využitelností. Publikován útok na plnou verzi algoritmu 4x rychlejší než brutal force.

Kryptosystém *Camellia*

publikován v letech 2000 – 2001, doporučen v rámci výzvy NESSIE a japonské CRYPTREK
Feistelova síť, blok o velikosti 128 bitů, klíč 128, 192, 256 bitů
18 kol šifrování s vloženou zvláštní funkční fází po 6 a 12 kole a randomizační XOR operací před prvním a po posledním kole

Šifrování:

randomizace: $P \otimes (kw_1|kw_2) = L_0|R_0$
následuje 18 kol šifrování pro128 bitový klíč, resp. 24 pro ostatní velikosti klíče:
pro r = 1, …5, 7,…,11,13,…18 resp. r = 1, …5, 7,…,11,13,…17, 19, …24

$$L_r = R_{r-1} \otimes F(L_{r-1}, k_r)$$
$$R_r = L_{r-1}$$

pro r = 6 a 12, resp. r = 6, 12 a 18

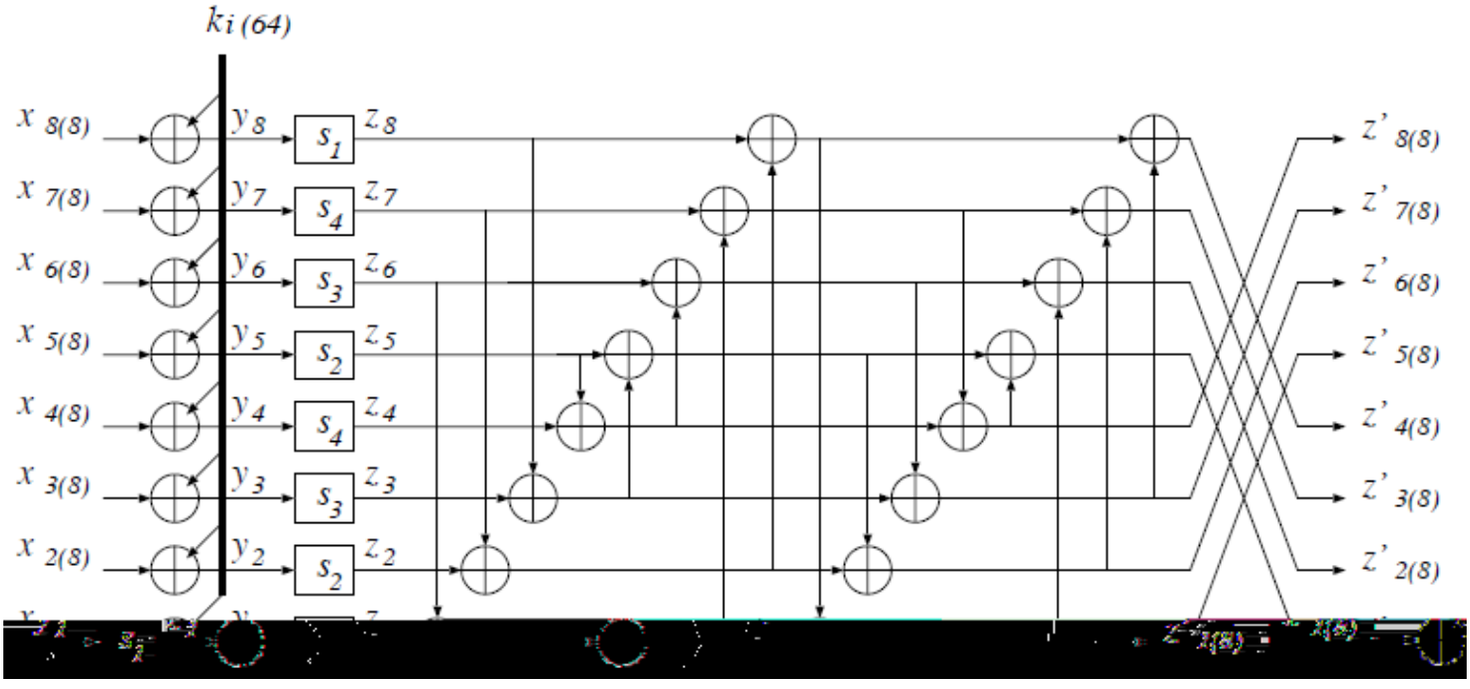
$$L'_r = R_{r-1} \otimes F(L_{r-1}, k_r)$$
$$R_r{}' = L_{r-1}$$

$$L_r = FL\left(L'_r, kl_{2r/6-1}\right)$$
$$R_r = FL^{-1}\left(R'_r, kl_{2r/6}\right)$$

a na závěr ještě jednou randomizace

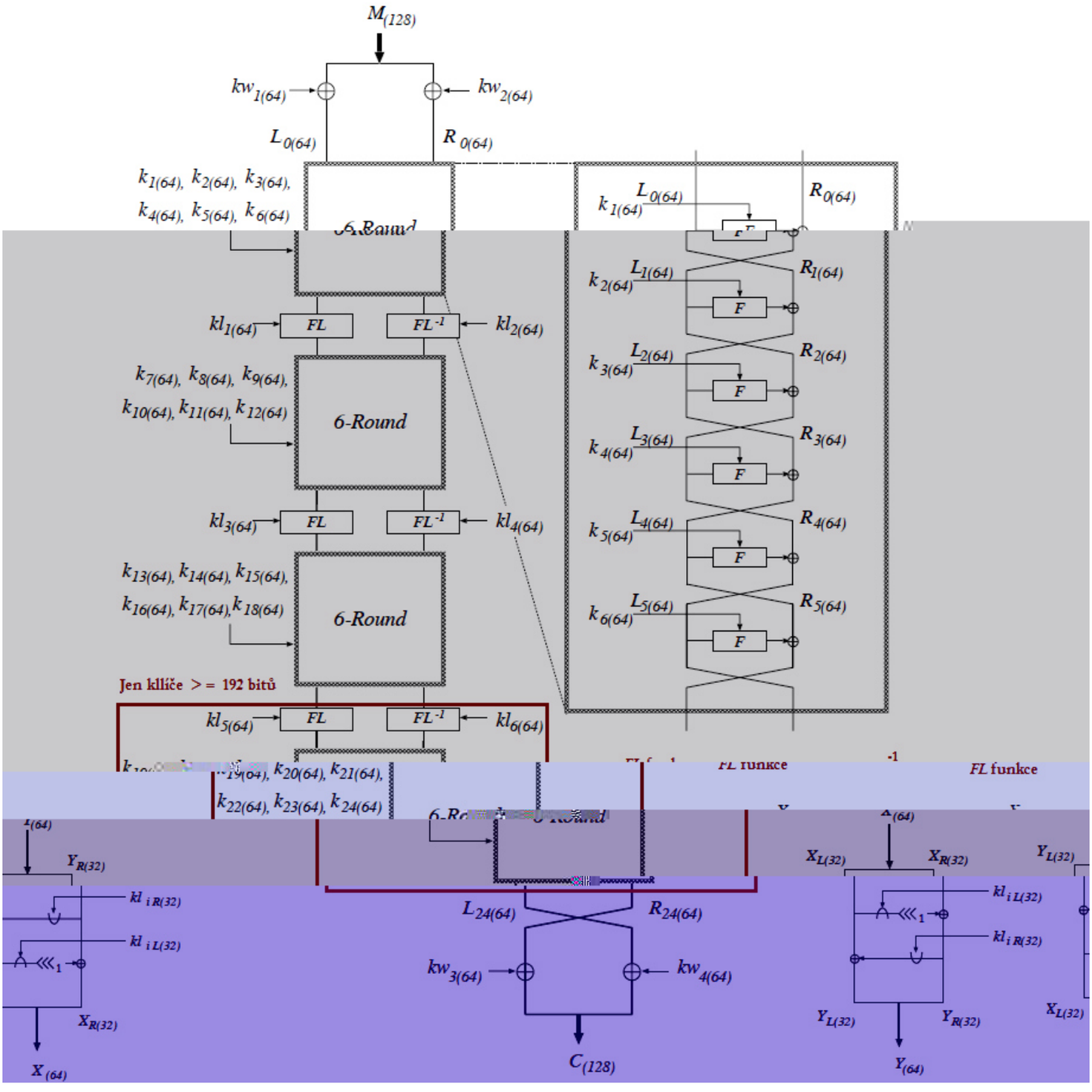
$$C = (R_{18}|L_{18}) \otimes (kw_3|kw_4)$$

F funkce vypadá následovně:



Nejprve se realizuje XOR s klíčem na kolo, následuje 8 paralelně aplikovaných 8-bitových S-boxů a dále promíchání jednotlivých bitů pomocí XOR a permutace
S-boxy jsou statické, definovány algebraicky

Celý algoritmus:



Dešifrování:

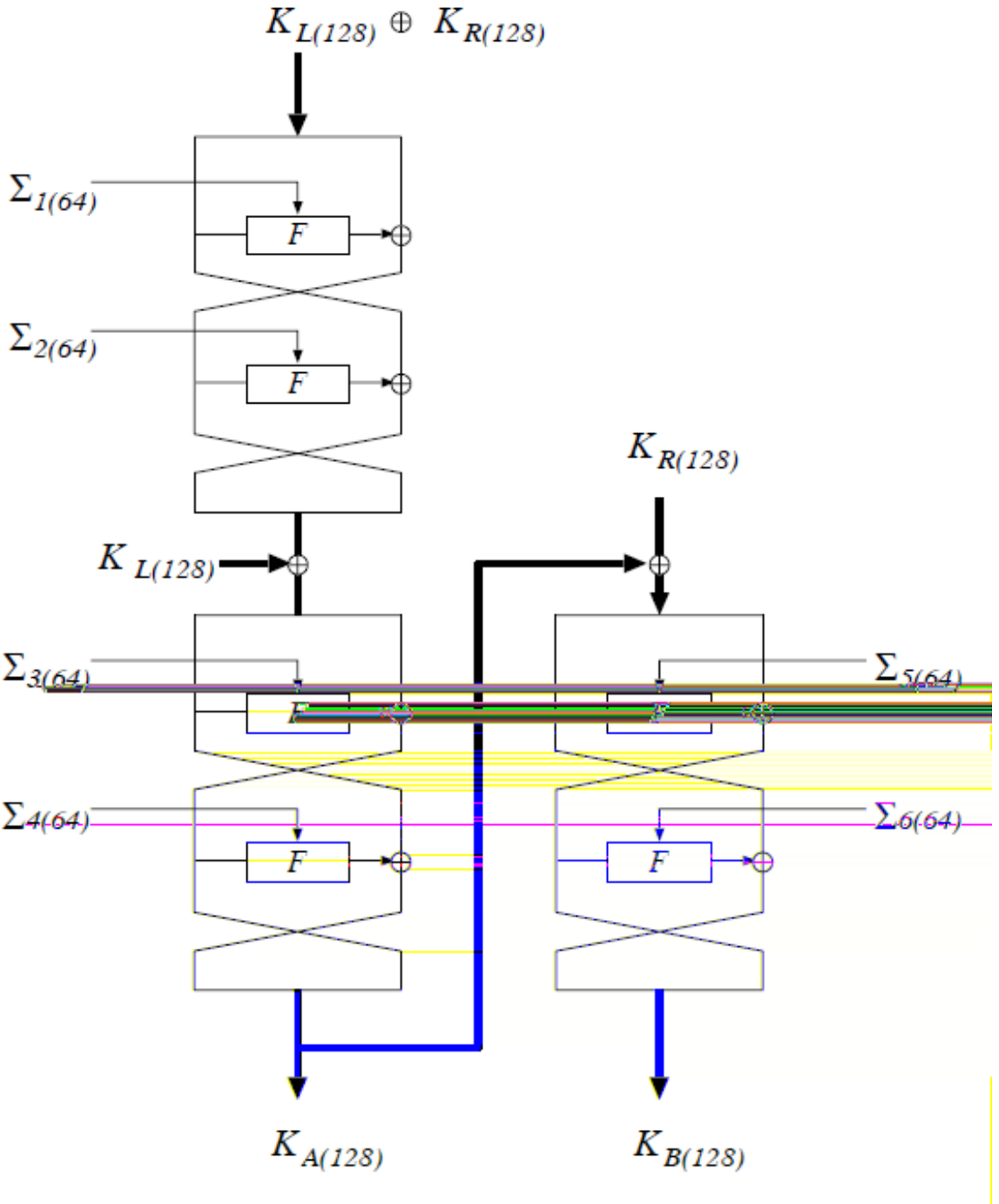
Stejný algoritmus, klíče na kolo se berou v opačném pořadí

Expanze klíče

klíč K se vkopíruje do proměnných K_L a K_R takto:

- 128 bitů - $K_L = K$, $K_R = 0$

- 192 bitů - $K_L = K,\ K_{RL} = K_{(129\text{-}192)},\ K_{LL} = \overline{K_{RL}}$
- 256 bitů - $K_L = K_{(1\text{-}128)},\ K_R = K_{(129\text{-}256)}$



Analýza

Aktuálně se jedné o relativně nový algoritmus s pozitivním hodnocením bezpečnosti, ovšem ani zdaleka neprošla takovou mírou analýzy, jako AES.

Režimy činnosti blokových šifer

1. *ECB* (electronic code book) - pouze šifrování klíčů, nutný padding

$$C = \mathbf{E}(K, P)$$

2. *CBC* (cipher block chaining) - vhodný pro šifrování zpráv, nutný IV a padding

$$C_n = \mathbf{E}(K, P_n \,\mathbf{xor}\, C_{n-1})$$

3. *CFB* (cipher feed back) - pro šifrování podobné proudovým šifrám, nutný IV

$$C_n = P_n \,\mathbf{xor}\, \mathbf{E}(K, \mathbf{shl}(Reg, k) + \mathbf{left}(C_{n-1}, k))$$

4. *OFB* (output feed back) - pro aplikace, kdy je třeba eliminovat šíření přenosových chyb, vysokokapacitní spoje s velkou redundancí (řeč, video), nutný IV

$$H_n = \mathbf{E}(K, \mathbf{shl}(Reg, k) + \mathbf{left}(H_{n-1}, k))$$

$$C_n = P_n \,\mathbf{xor}\, H_n$$

5. *CTR* (counter) – vytváří se klíčová posloupnost šifrováním obsahu inkrementovaného čítače, nutný IV (počáteční hodnota counteru)

$$H_n = \{Ctr++\}_K$$
$$C_n = H_n \otimes P_n$$

6. ESSIV (Encrypted salt-sector initialization vector) – šifrování disků, jde o CBC s IV generovaným na základě čísla sektoru:

$$IV(SecNum) = \{SecNum\}_S$$
$$S = \langle K \rangle$$

7. XEX (XOR Encryption XOR) – šifrování disků,

$$X = \{SecNum\}_K \otimes \alpha^{BlockNum}$$
$$C = \{P \otimes X\}_K \otimes X$$

(α je primitivní prvek tělesa 2^{128} vůči zvolenému polynomu, zpravidla 2)

režimů šifer bylo postupem času definováno mnoho dalších:
GCM – galoisův conter mód
PCBC – propagovaný CBC
SIV – synthetic initialization vector
a mnoho dalších založených na kombinaci šifrování a přidruženého výpočtu autentizačních dat, případně určených ke specifickým účelům
CCM -counter with cipher block chaining
CWM -Carter-Wegman counter mode
…

Proudové šifry

zpracovávají otevřený text po jednotlivých bajtech

Kryptosystém *RC4 (arcfour)*

proudová šifra od R. Rivesta, velmi jednoduchý a rychlý algoritmus
používá stavové pole S velikosti 256 bajtů (a ještě jedno pro inicializaci klíče) a dva čítače

Inicializace

pole S naplníme čísly 0 – 255 ($S[0] = 0$, $S[1] = 1$, …)
pomocné pole $S2$ naplníme klíčem $S[i] = key[i \bmod keylen]$
zamícháme pole S:

$j = 0;$
for ($i = 0$; $i < 256$; i++) {
    $j \mathrel{+}= S[i] + S2[i] \bmod 256;$
    $S[i] \leftrightarrow S[j];$
}

pole $S2$ a proměnné i, j smažeme

Šifrování

$i = i + 1 \bmod 256;$
$j = j + S[i] \bmod 256;$
$S[i] \leftrightarrow S[j];$
output $S[\ S[i] + S[j] \bmod 256];$

output se míchá s plaintextem pomocí XOR

Analýza

Nedostatkem špatné statistické vlastnosti prvních cca 100 bajtů výstupu
po roce 2012 byly publikovány nové statistické chyby prvních 256 bajtů výstupu, pokud útočním může realizovat šifrování zprávy řádově desítkami milionů různých klíčů, lze zjistit některé bajty původního plaintextu. Následně platilo doporučení „odtočit“ alespon 3KB úvodní klíčové sekvence, v současné době není považován za bezpečný.

Systém *Fish*

proudová šifra založená na Fibonacciho generátoru pseudonáhodných čísel

Vypouštějící generátory (shrinking generators)

předp. dva generátory pseudonáhodných čísel A a S.

A generuje posloupnost a_0, a_1, … prvků $GF(2)^{n_A}$,

S obdobně posloupnost s_0, s_1, … prvků $GF(2)^{n_S}$

dále budeme používat funkci **d**: $GF(2)^{n_S} \rightarrow GF(2)$

Vypouštějící procedura ponechá k dalšímu zpracování prvky a_i a s_i pokud

$$\mathbf{d}(s_i) = 1$$

aplikací vypouštěcí procedury získáme posloupnosti z_0, z_1, … z a_0, a_1, …, resp. h_0, h_1, … z s_0, s_1, …

Popis algoritmu Fish

zvolíme n_A, n_S rovno 32
jako A i S budeme používat uzavřený Fibonacciho generátor

$$a_i = a_{i-55} + a_{i-24} \mod 2^{32}$$

$$s_i = s_{i-52} + s_{i-19} \mod 2^{32}$$

Samozřejmě prvky a_{-55}, a_{-54}, …, a_{-1} musí být vhodným způsobem odvozeny z klíče. Obdobně pro posloupnost s_i.
Funkce **d** mapuje 32-bitový vektor na jeho nejméně význačný bit.

Není bezpečné používat k šifrování přímo posloupnost z_0, z_1, …:

s pravděpodobností 1/8 totiž trojice a_i, a_{i-55}, a_{i-24} projde celá do posloupnosti $\{z_i\}$

rozdělíme posloupnost z_0, z_1, … na páry (z_{2i}, z_{2i+1}), h_0, h_1, … na páry (h_{2i}, h_{2i+1}) a vypočítáme výsledné hodnoty r_{2i}, r_{2i+1}:

$$c_{2i} = z_{2i} \oplus \left(h_{2i} \wedge h_{2i+1}\right)$$

$$d_{2i} = h_{2i+1} \wedge \left(c_{2i} \oplus z_{2i+1}\right)$$

$$r_{2i} = c_{2i} \oplus d_{2i}$$

$$r_{2i+1} = z_{2i+1} \oplus d_{2i}$$

Jako tradičně $\oplus$ značí **xor**, $\wedge$ označuje bitové **and**.
Protože h_{2i}, h_{2i+1} mají nejnižší bit jedničkový, je vhodné nastavovat nejnižší bit z_{2i}, z_{2i+1}v závislosti na hodnotě r_{2i}, r_{2i+1}.

Šifrování se provádí např. xorováním výsledné posloupnosti s otevřeným textem.

Analýza

Algoritmus byl publikován koncem roku 1993, nebyl nikdy šířeji používán,
Algoritmus je náchylný na known-plaintext-attack – k prolomení stačí řádově tisíce bitů plaintextu

Trivium

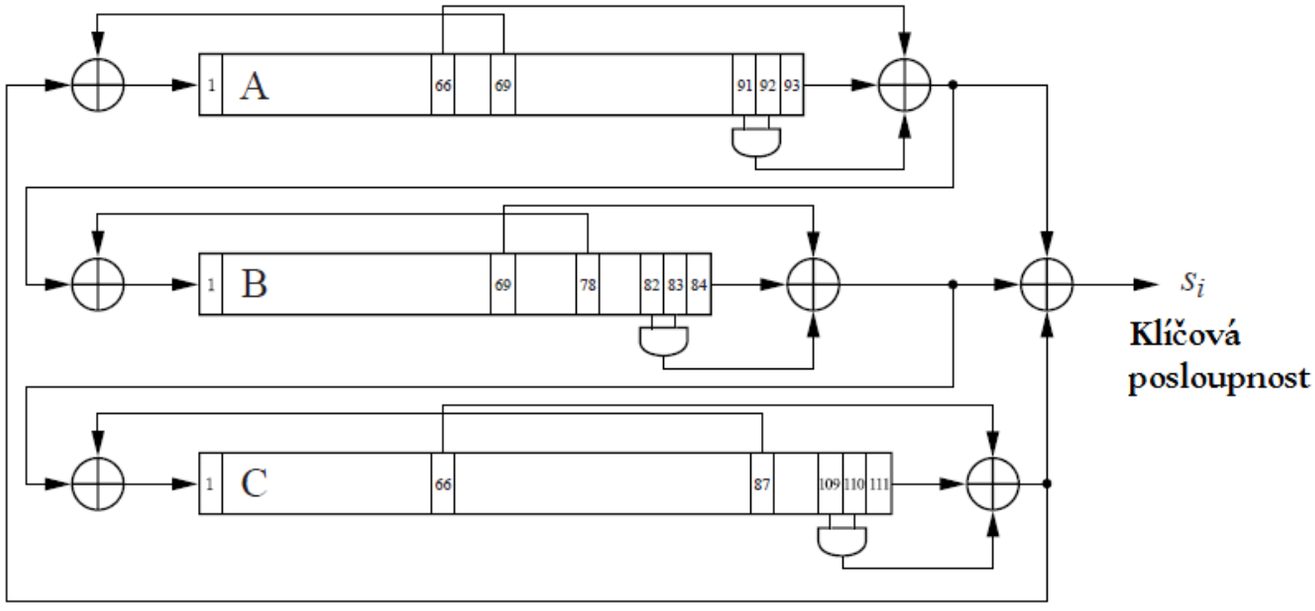
Navržena jako model maximálního zjednodušení streamových šifer
Standard číslo ISO/IEC 29192-3.
v podstatě jde o kombinaci tří posuvných registrů
80 bitový klíč, 80 bitový inicializační vektor, vnitřní stav o velikosti 288 bitů

Šifrování

obnova vnitřního stavu

- $a_i = c_{i-66} \oplus c_{i-111} \oplus c_{i-110} \wedge c_{i-109} \oplus a_{i-69}$
- $b_i = a_{i-66} \oplus a_{i-93} \oplus a_{i-92} \wedge a_{i-91} \oplus b_{i-78}$
- $c_i = b_{i-69} \oplus b_{i-84} \oplus b_{i-83} \wedge b_{i-82} \oplus c_{i-87}$

… pozor, toto jsou *bitové* operace



výstupní posloupnost

$r_0 \ldots r_{2^{64}-1}$ je generována

- $r_i = c_{i-66} \oplus c_{i-111} \oplus a_{i-66} \oplus a_{i-93} \oplus b_{i-69} \oplus b_{i-84}$

inicializace klíčem

0-ti bitový klíč $k_0 \ldots k_{79}$ a l-bitový IV $v_0 \ldots v_{l-1}$ (where $0 \leq l \leq 80$), se použijí takto:

- $(a_{-1245} \ldots a_{-1153}) = (0, 0 \ldots 0, k_0 \ldots k_{79})$
- $(b_{-1236} \ldots b_{-1153}) = (0, 0 \ldots 0, v_0 \ldots v_{l-1})$
- $(c_{-1263} \ldots c_{-1153}) = (1, 1, 1, 0, 0 \ldots 0)$

a spočítá se 1152 inicializačních iterací

I zde $\oplus$ značí **xor**, $\wedge$ označuje bitové **and**.

Dešifrování

:-)

Analýza

v roce 2014 publikována adaptace Cube Attack proti redukované verzi algoritmu s pouze 735 kroky inicializace a složitostí 2^{30} iterací, ne-náhodnost detekovatelná až do 885 kroků inicializace

dosud nejlepší útok na neredukovanou verzi algoritmu Maximov-Biryukov asymptoticky 2^{84}

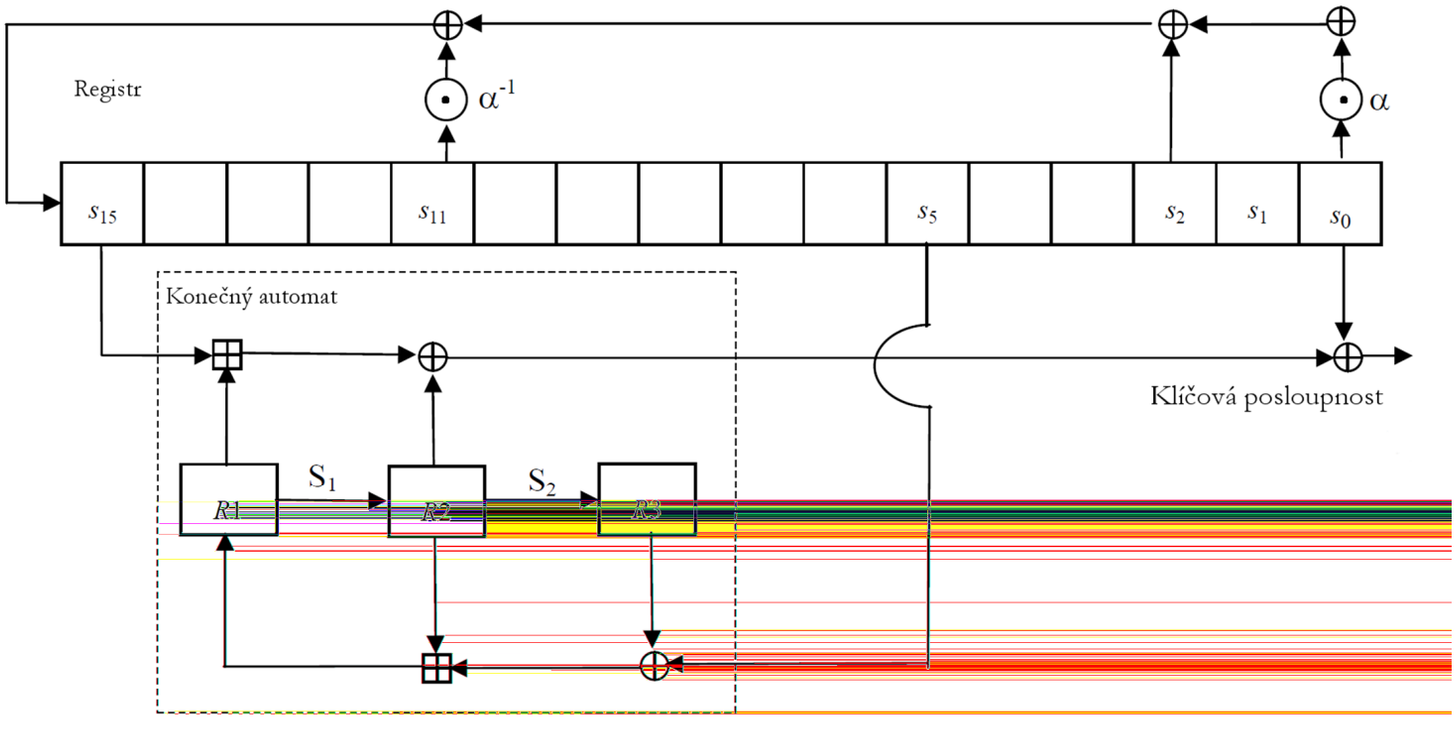
dosud bezpečný, ale s malou rezervou

Snow3G

Symetrická streamová šifra – kombinace lineárního posuvného registru se zpětnou vazbou a konečného automatu
128 bitů klíče, výstupem posloupnost 32bitových slov
posuvný registr má 16 pozic pro 32bitová slova (posun celých slov), tagovací sekvence daná primitivním polynomem nad 2^{32}

$$f(x) = \alpha x^{16} + x^{14} + \alpha^{-1} x^5 + 1$$

konečný automat 3 32bitové registry svázané dvěma s-boxy a kombinaci XORu a sčítání mod 2^{32}



Funkce MULx
mapuje 16 bitů vstupu $V|c$ (po osmi bitech) na 8 bitů výstupu
pokud je nejvyšší bit V 1:

$$\text{MULx}(V, c) = (V << 1) \otimes c$$

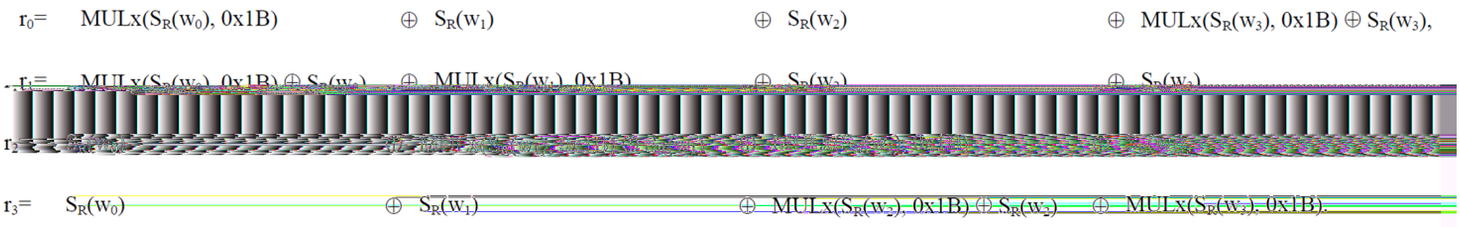
jinak

$$\text{MULx}(V, c) = V << 1$$

kde << je posun v osmibitovém registru

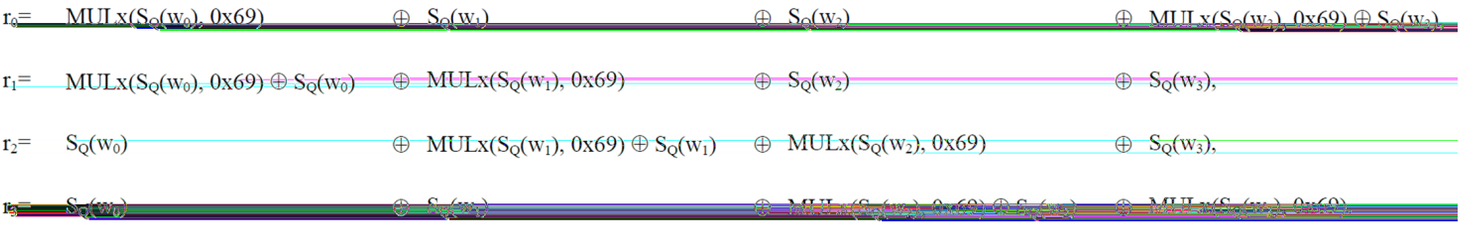
S-box S1

mapuje 32bitový vstup $w_0 | w_1 | w_2 | w_3$ na 32bitový výstup $r_0 | r_1 | r_2 | r_3$
intertně využívá s-box $S_R()$ z algoritmu Rijndael (staticky definovaný)



S-box S2

mapuje 32bitový vstup $w_0 | w_1 | w_2 | w_3$ na 32bitový výstup $r_0 | r_1 | r_2 | r_3$
intertně využívá s-box $S_Q()$ … opět staticky definovaný S-box 8x8



Generování klíčové posloupnosti

Krokování registru

rozdělíme slovo s_0 na $s_{0,0} \| s_{0,1} \| s_{0,2} \| s_{0,3}$
spočteme

$v = (s_{0,1} \| s_{0,2} \| s_{0,3} \| 0x00) \_ MUL\_(s_{0,0}) \_ s_2 \_ (0x00 \| s_{11,0} \| s_{11,1} \| s_{11,2}) \_ DIV\_(s_{11,3})$.

posuneme slova doleva a za s_0 vložíme v

Krokování automatu

vstupem automatu jsou slova s_5 a s_{15} registru
automat vygeneruje 32 bitů výstupu viz obrázek

Generování

1 krok automatu, výstup se zahodí
1 krok registru

následně se generuje n slov klíčové posloupnosti takto:
1 krom automatu … vygeneruje 1 slovo výstupu

výstup automatu XOR s_0 dává slovo klíčové posloupnosti
1 krok registru v módu generování posloupnosti

Inicializace

inicializace 128 bity klíče ve čtyřech slovech k_0, k_1, k_2, k_3 a 128 bity IV ve čtyřech IV_0, IV_1, IV_2, IV_3
ty se zapíší do registru takto:

$s_{15} = k_3 \otimes IV_0$ $s_{14} = k_2$ $s_{13} = k_1$ $s_{12} = k_0 \otimes IV_1$

$s_{11} = k_3 \otimes 1$ $s_{10} = k_2 \otimes 1 \otimes IV_2$ $s_9 = k_1 \otimes 1 \otimes IV_3$ $s_8 = k_0 \otimes 1$

$s_7 = k_3$ $s_6 = k_2$ $s_5 = k_1$ $s_4 = k_0$

$s_3 = k_3 \otimes 1$ $s_2 = k_2 \otimes 1$ $s_1 = k_1 \otimes 1$ $s_0 = k_0 \otimes 1$

automat se inicializuje R1 = R2 = R3 = 0.
… a provede se 32 kol

- 1 krok automatu
- 1 krok registru v inicializačním módu, výstup automatu se zpracovává jako *F*

Krokování registru
Stejné, jako při generování posloupnosti, jen se navíc „konzumuje“ výstup *F* automatu:

$v = (s_{0,1} \mid s_{0,2} \mid s_{0,3} \mid 0x00) \otimes MUL_\alpha(s_{0,0}) \otimes s_2 \otimes (0x00 \mid s_{11,0} \mid s_{11,1} \mid s_{11,2}) \otimes DIV_\alpha(s_{11,3}) \otimes F$.

A ještě co znamenají pomocné funkce:

Funkci MULxPOW lze chápat jako mocninu
Pokud je $i = 0$

$$MULxPOW(V, i, c) = V,$$

jinak

$$MULxPOW(V, i, c) = MULx(MULxPOW(V, i - 1, c), c).$$

…tzn. iteruje funkci MULx nad vstupem

$MUL_\alpha(c) =$

(MULxPOW(c, 23, 0xA9) | MULxPOW(c, 245, 0xA9) | MULxPOW(c, 48, 0xA9) | MULxPOW(c, 239, 0xA9)).

DIV_α (c) =
(MULxPOW(c, 16, 0xA9) | MULxPOW(c, 39, 0xA9) | MULxPOW(c, 6, 0xA9) | MULxPOW(c, 64, 0xA9)).
obě mapují 8 bitový vstup *c* na 32 bitů výstupu

Salsa20

Streamová šifra, klíč *k* 16 – 32 bajtů, 8 bajtů nonce *n*
Používá operace XOR (⊗), sčítání mod 32 (+) a pevné rotace (<<<)
V zásadě se jedná o hashovací funkci v counter modu

Šifrování

Stav šifry si nejlépe představit jako 4 x 4 matici 32-bitových slov

x_0	x_1	x_2	x_3
x_4	x_5	x_6	x_7
x_8	x_9	x_{10}	x_{11}
x_{12}	x_{13}	x_{14}	x_{15}

Základní primitivou je operace **quarterround**, tj modifikace jednoho řádku stavové matice:
pro $x=(x_0;x_1;x_2;x_3)$
quarterround$(x)=(z_0;z_1;z_2;z_3)$ kde

$$z_1 = x_1 \otimes ((x_0 + x_3) <<< 7);$$
$$z_2 = x_2 \otimes ((z_1 + x_0) <<< 9);$$
$$z_3 = x_3 \otimes ((z_2 + z_1) <<< 13);$$
$$z_0 = x_0 \otimes ((z_3 + z_2) <<< 18)$$

Rowdown funkce není ničím jiným než paralelní aplikací quarterround funkce na vstup délky 16 slov:

Buď $x=(x_0;x_1;x_2;x_3;\ldots;x_{15})$

rowround$(x) = (z_0;z_1;z_2;z_3;\ldots;z_{15})$ kde

$(z_0;z_1;z_2;z_3) =$ **quarterround**$(x_0;x_1;x_2;x_3)$
$(z_5;z_6;z_7;z_4) =$ **quarterround**$(x_5;x_6;x_7;x_4)$
$(z_{10};z_{11};z_8;z_9) =$ **quarterround**$(x_{10};x_{11};x_8;x_9)$
$(z_{15};z_{12};z_{13};z_{14})=$**quarterround**$(x_{15};x_{12};x_{13};x_{14})$

Hashovací funkce Salsa

$$\textbf{Salsa20}(x)=x+\text{rowround}^{20}(x)$$

… tedy 20 iterací funkce rowround(), přičemž mezi každou iterací dojde k transpozici stavové matice
provádí transformaci 64bajtového vstupu na 64bajtový výstup

A teď konečně šifrování:
mějme

- Klíč k o délce 32 bajtů se rozdělený na poloviny k_0, k_1,
- n je 8-bajtová nonce náhodně volená pro každou zprávu (např id zprávy)
- t0, t1, t2, t3 jsou pevně definované sekvence.
- i je pořadové číslo bloku (counter)

i-tý blok plaintextu m_i se zašifruje

$c_i = \textbf{Salsa20}(t_0;k_0;t_1;n;i;t_2;k_1;t_3) \otimes m_i$

… s tím, že pro šifrování posledního bloku zprávy se použije pouze tolik bajtů klíčové posloupnosti, kolik je třeba. Pro klíč délky 16 bajtů se položí $k_0 = k_1$

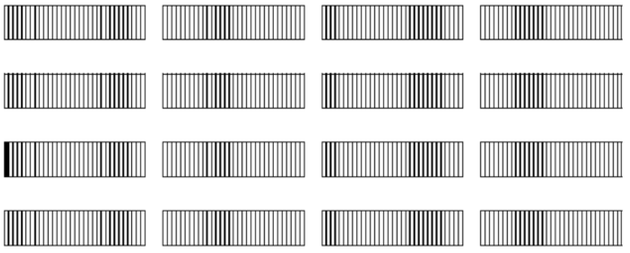
Pozn.: rozumné implementace neztrácejí čas transpozicí stavové matice a namísto toho realizují 10 „dvoukol“ které se skládají z operace ***rowround*** *a její transponované verze – operace* ***rowcolumn***

Analýza

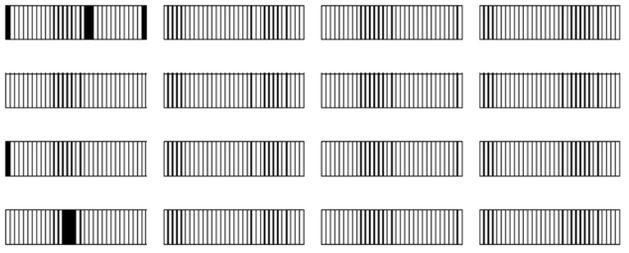
Algoritmus je v současné době považován za bezpečný, stal se vítězem výzvy eSTREAM v roce 2005, IETF zvažuje jeho standardizaci pro TLS a další použití
dosud nejrychlejší útok proti algoritmu s 128 bitovým klíčem má složitost 2^{109}
2013 ověřeno, že algoritmus omezený na 15 kol alespoň 128 bitovým klíčem odolný proti diferenciální kryptoanalýze

Pro zajímavost: šíření změny jediného bitu stavem algoritmu v průběhu výpočtu:

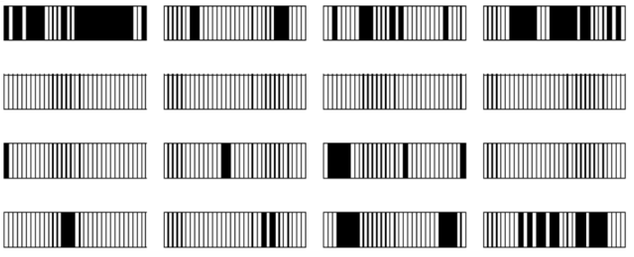
vstupní diference



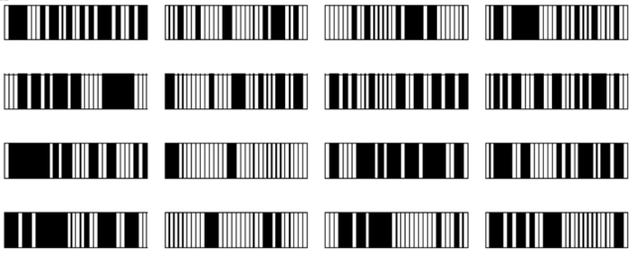
po prvním kole



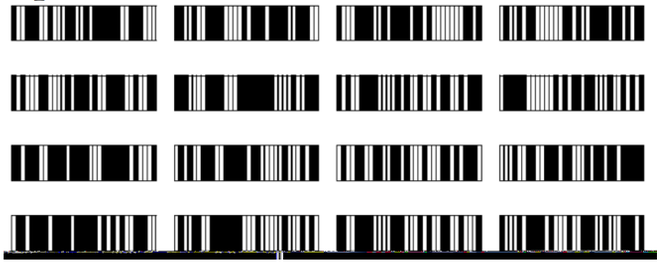
po druhém kole



po třetím



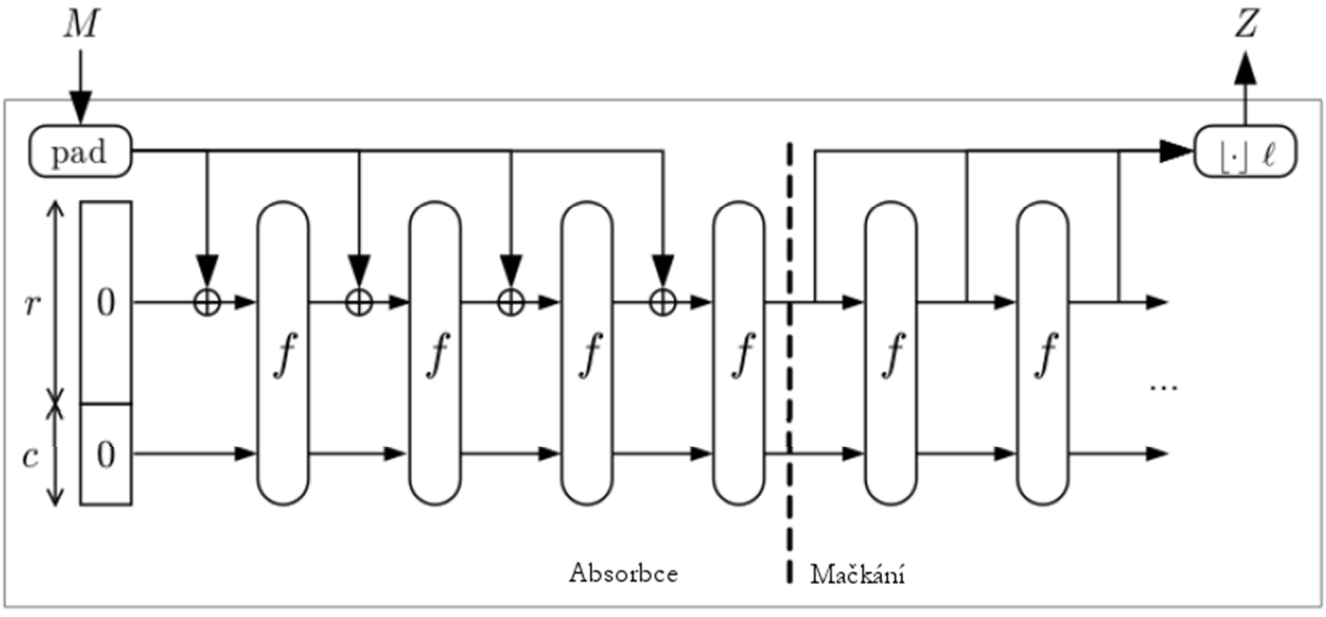
a po čtvrtém



do konce zbývá ještě 16 kol!

Keccak, Keyak – kryptografické houby (sponge)

Keyak - symetrický kryptografický algoritmus zajišťující zároveň šifrování a autentizaci zprávy (aktuálně kandidát na nový authenticated encryption standard) založen na principu struktury sponge:



sponge

Vnitřní stav rozdělen na část *c* – capacity a *r* – rate
Inicializace stavu konstantním vektorem dle aplikace (zpravidla 0)
Ve fázi absorbce se iterativně přimíchávají (XOR) bloky vstupní zprávy zarovnané na násobek *r* – po každém bloku dojde k promíchání vnitřního stavu funkcí *f*
Po zpracování se provádí „mačkání (sqeezing)“ – v každém kroku je promíchán vnitřní stav a výstupem je část *r* vnitřního stavu.

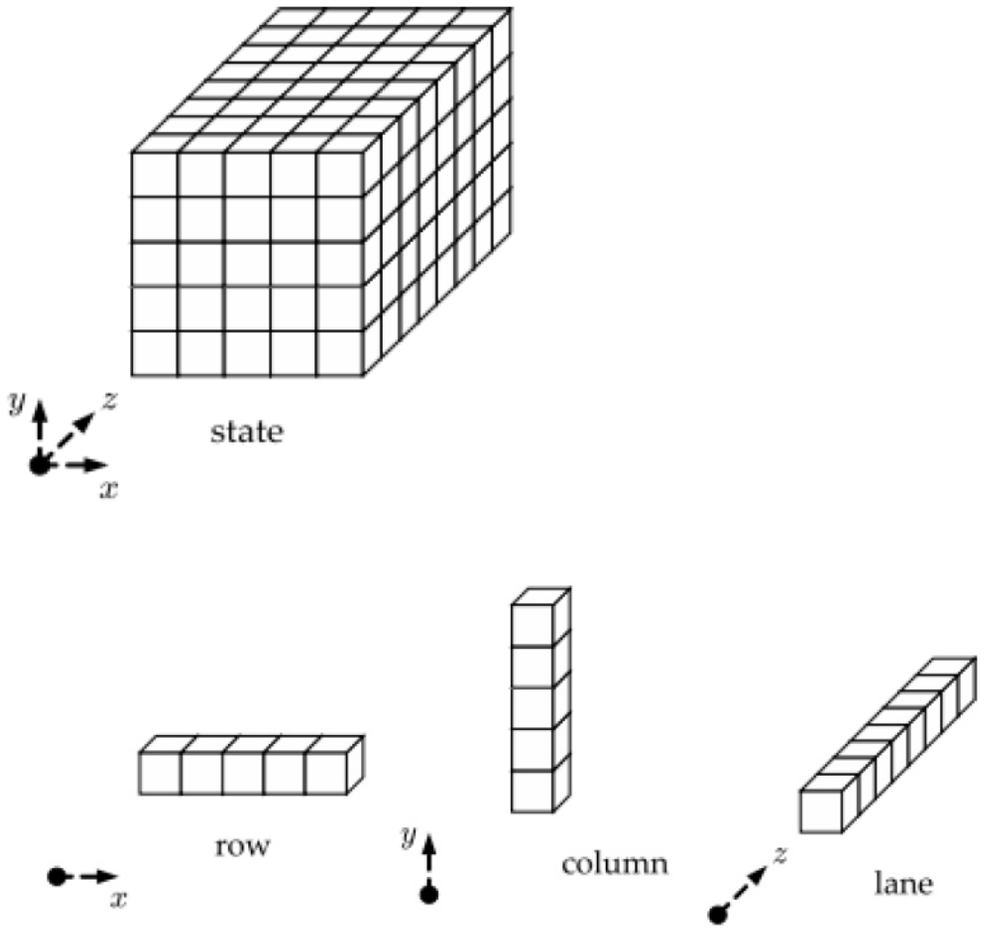
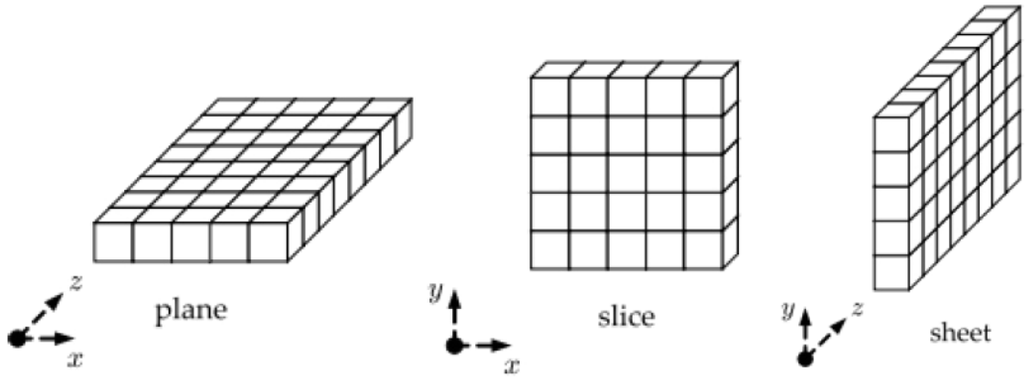


Fig. 6b: *Keccak-f state: row, column and lane* [21]



```
Round[b](A, RC):
 //θ-step for bit diffusion
 for x ∈ {0,..,4}:
  C[x] = A[x,0] xor A[x,1] xor A[x,2] xor A[x,3] xor A[x,4]

 for x ∈ {0,..,4}:
  D[x] = C[x-1] xor rot(C[x+1], 1)

 for (x, y) ∈ {{0,..,4}x{0,..,4}}:
  A[x,y] = A[x,y] xor D[x]

 //ρ-step for inter-slice diffusion and
 //π-step for disturbing x,y alignment through lane-transposition
 for (x, y) ∈ {{0,..,4}x{0,..,4}}:
  B[y, 2x + 3y] = rot(A[x,y], r[x,y])

 //χ-step for non-linear mapping
 for (x, y) ∈ {{0,..,4}x{0,..,4}}:
  A[x,y] = B[x,y] xor ((not B[x+1,y]) and B[x+2,y])

 //ι-step to break symmetry
 A[0,0] = A[0,0] xor RC

 Return A
```

Zde A[*x*,*y*] znamená linku (lane) B, C, D jsou vnitřní pomocné proměnné

Table 1: The round constants RC[i]

RC[0]	0x0000000000000001	RC[12]	0x000000008000808B
RC[1]	0x0000000000008082	RC[13]	0x800000000000008B
RC[2]	0x800000000000808A	RC[14]	0x8000000000008089
RC[3]	0x8000000080008000	RC[15]	0x8000000000008003
RC[4]	0x000000000000808B	RC[16]	0x8000000000008002
RC[5]	0x0000000080000001	RC[17]	0x8000000000000080
RC[6]	0x8000000080008081	RC[18]	0x000000000000800A
RC[7]	0x8000000000008009	RC[19]	0x800000008000000A
RC[8]	0x000000000000008A	RC[20]	0x8000000080008081
RC[9]	0x0000000000000088	RC[21]	0x8000000000008080
RC[10]	0x0000000080008009	RC[22]	0x0000000080000001
RC[11]	0x000000008000000A	RC[23]	0x8000000080008008

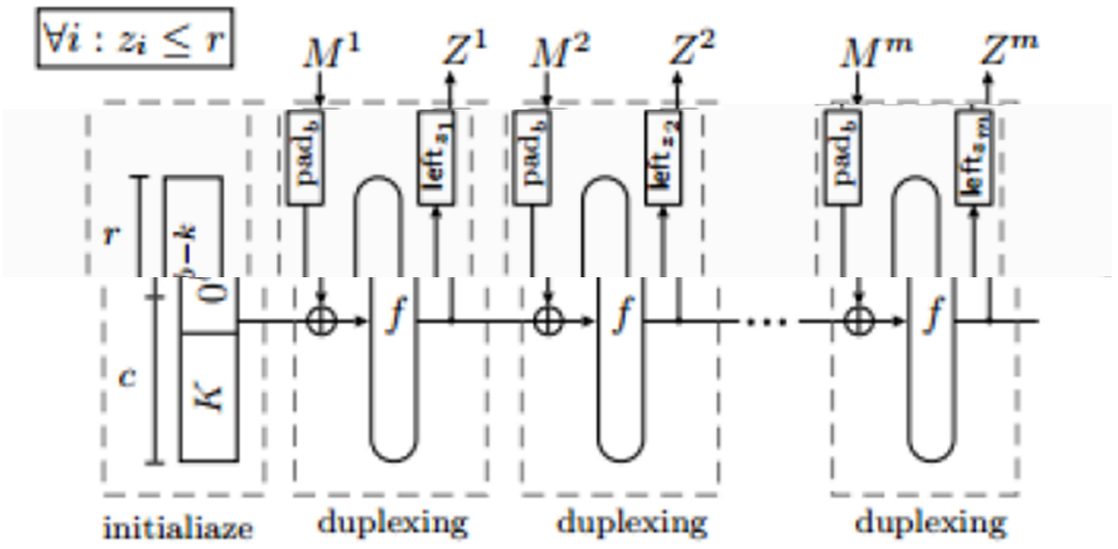
Table 2: the rotation offsets

	x = 3	x = 4	x = 0	x = 1	x = 2
y = 2	25	39	3	10	43
y = 1	55	20	36	44	6
y = 0	28	27	0	1	62
y = 4	56	14	18	2	61
y = 3	21	8	41	45	15

Klíčem řízené sponge operace

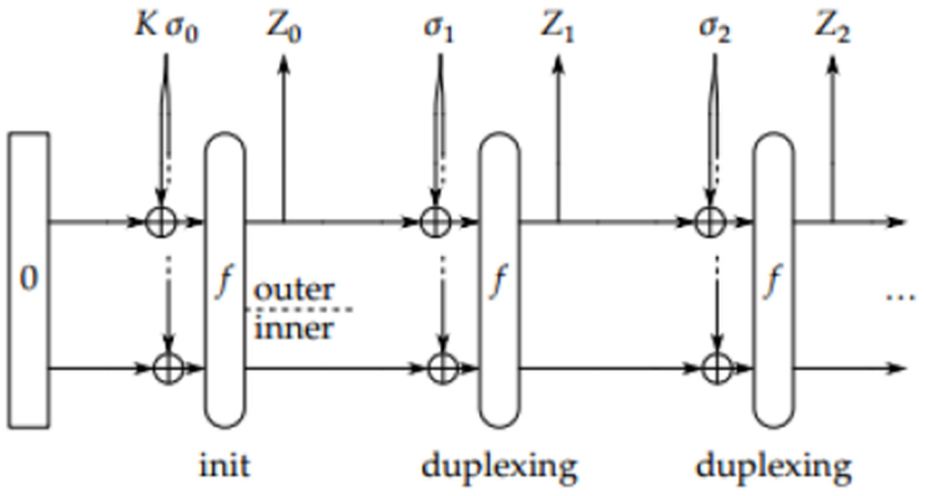
FDS (Full State Duplex Sponge)

Inicializace klíčem vloženým do „capacity“ části
následně duplexing s parciálním výstupem stavu



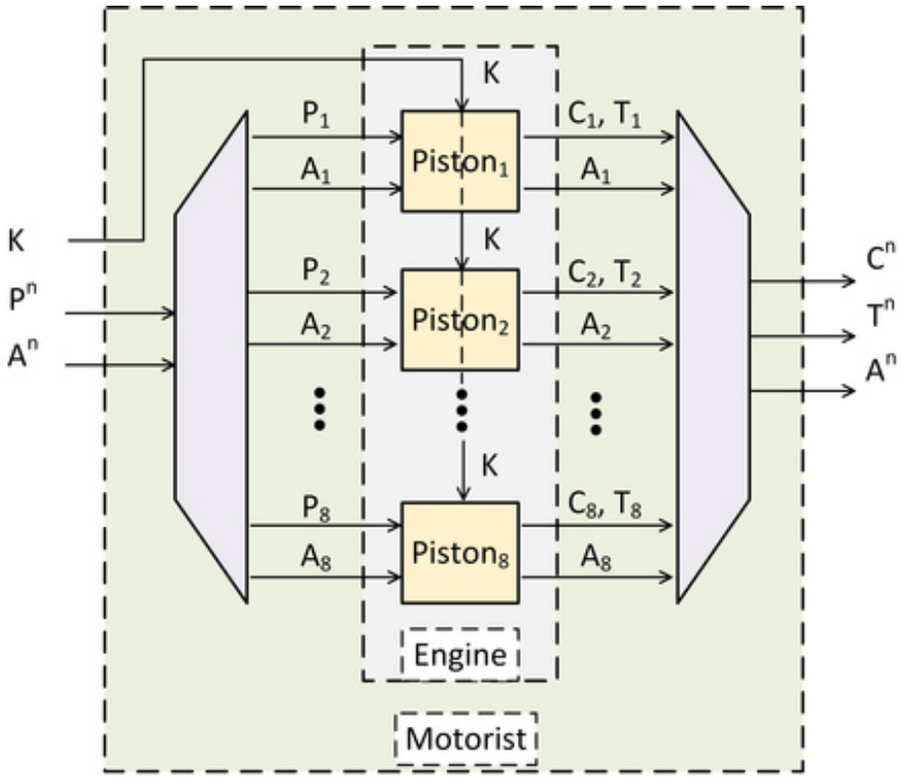
FSKD (Full State Keyed Duplexing)

inicializace nulovým vektorem, následně se vloží blok obsahující klíč (na „vnitřní straně“) a provede se jedno kolo stlačování (Squeeze)



Paralelizace výpočtu

paralelně běží *n* instancí Sponge struktury, do kterých se distribuuje výpočet nad vstupní zprávou, na konci se provede zřetězení autentizačních bloků na jednotlivými větvemi výpočtu a výpočet finálního autentizačního bloku


K
P1
A1
Piston1
C1, T1
A1
K
P2
A2
Piston2
C2, T2
A2
K
P8
A8
Piston8
C8, T8
A8
Engine
Motorist
K
Pn
An
Cn
Tn
An