Crypto-World

Informační sešit GCUCMP

ISSN 1801-2140

Ročník 9, číslo 3/2007 **15. březen 2007**

3/2007

Připravil: Mgr. Pavel Vondruška

Sešit je přednostně distribuován registrovaným čtenářům.
Starší sešity jsou dostupné na adrese
http://crypto-world.info
(1240 registrovaných odběratelů)

Obsah : str.

A. O speciální blokové šifře DN a hašovací funkci HDN

Dr. Tomáš Rosa, kryptolog, eBanka a.s (trosa@ebanka.cz)

Na podzim minulého roku vzbudil pozornost návrh nové rodiny hašovacích funkcí typu SNMAC, u nichž Dr. Klíma prokázal mimořádné bezpečnostní vlastnosti, které současným hašovacím funkcím chybí. Tyto funkce byly založeny na tzv. speciálních blokových šifrách, které však v té době ještě byly utajeny v rámci projektu NBÚ. Vzhledem k významu těchto návrhů a možnosti jejich oponentury v mezinárodním konkurenčním prostředí, je NBÚ uvolnil ke zveřejnění. Dnes jsou tedy k dispozici všechny informace. Na této ploše nelze popsat to, co je na stovkách stran projektů, které jsem měl možnost oponovat. Jedná se o výsledky dvouletého období kolegy Klímy, kdy se uzavřel na své chatě a tyto nové koncepty vynalezl (bočním výsledkem byl návrh nejrychlejší metody hledání kolizí MD5). Domníváme se, že hlavní přínosy jsou:

Zodpovězení otázky, proč mají současné hašovací funkce problémy. Tento problém Klíma definoval jako první na světě a z důvodu zaneprázdnění prezentoval poněkud skromně pouze na MKB (link viz níže) v češtině v prosinci minulého roku [4].

Návrh stavby nové generace hašovacích funkcí. Kolega Klíma navrhl něco neobvyklého – blokovou šifru, jejíž klíč může protivník znát. Podobná myšlenka v roce 1975 v jiné souvislosti znamenala revoluci v kryptografii a založila nový obor – kryptografii s veřejným klíčem. Speciální blokové šifry mají mnohem tvrdší požadavky – útočník může šifrovací klíč sám volit a libovolně s ním manipulovat. Po tomto úvodu je zřejmé, že se jedná o silnější šálek kávy a je snad jasnější, proč se NBÚ rozhodl tento koncept povolit publikovat.

Návrh třídy speciálních blokových šifer. V době zveřejnění první práce – nové stavby hašovacích funkcí [5] – si mnozí kryptologové nemohli představit žádný praktický příklad speciální blokové šifry, neboť v té době byl ještě neveřejný, a publikovaná koncepce mohla působit jako neužitečná teorie. Dnes je popis speciálních blokových šifer již k dispozici, dokonce v [1] je popis skládačky, ze které lze speciální blokové šifry stavět. Pozoruhodné je, že tato skládačka umožňuje si namíchat svoji šifru. Do vzorce, který reprezentuje bezpečnost takové šifry, pak stačí jen dosadit konkrétní hodnoty zvolených prvků. Konkrétní navrhované hodnoty u funkcí DN a HDN (10 rund) jsou navrženy s velkou bezpečnostní rezervou (byly navrhovány pro NBÚ), o které se může současným hašovacím funkcím jenom zdát.

Možnost použít speciální blokovou šifru k šifrování. Trochu podivné, když klíč může útočník znát. Tento koncept opravdu předbíhá dobu. Je to ale velmi jednoduché – pokud speciální bloková šifra odolává různým útokům i ze strany klíče a přidáme-li zpětně předpoklad, že tento klíč útočník nezná, dostaneme klasickou blokovou šifru s přídavnými bezpečnostními opatřeními. I u klasických blokových šifer se totiž začínáme setkávat s útoky, které odhalují některé bity klíče nebo je nedokáží odhalit, ale umí je měnit (to vše umí dnes zcela reálně postranní kanály). Čili u klasické blokové šifry se dnes do jisté míry narušuje jak předpoklad neznalosti klíče útočníkem, tak předpoklad, že není schopen s ním manipulovat. To jsou věci, které dříve byly nemyslitelné. Speciální bloková šifra je velmi těžkým kalibrem proti těmto typům útoků. Z jejího původního poslání – být stavebním blokem hašovací funkce – se může vrátit k poslání staronovému, a to šifrovat data.

Bude docela zajímavé sledovat, jak budou tyto myšlenky přijaty. Vědecký svět má dost času a umí být i krutý, takže je možné, že tato myšlenka zapadne a bude oprášena třeba po deseti letech. V každém případě od kryptografů vyžaduje přehodnocení jejich přístupu k hašovacím funkcím a oproštění se od starých schémat a vzorů.

Následující článek kolegy Klímy se bude věnovat už jen speciální blokové šifře DN a jejímu konkrétnímu použití v hašovací funkci HDN [1]. K dispozici jsou i zdrojové kódy a testovací příklady [2] a [3]. Pokud se budete chtít vrátit k teoretickému odůvodnění stavby nové generace hašovacích funkcí na bázi speciální blokové šifry, je to popsáno v [4] a [5].

Literatura:

[1] Vlastimil Klíma: Rodina speciálních blokových šifer DN a hašovacích funkcí nové generace HDN typu SNMAC, IACR ePrint archive Report 2007/050, February, 2007

[2] Testy funkcí DN a HDN v jazyce C, podle příspěvku naprogramoval Milan Zámostny. Freeware.

[3] Zdrojový kód speciální blokové šifry DN a hašovací funkce HDN, vyjmutý z příspěvku, neoptimalizovaný, včetně testů rychlosti.

[4] Vlastimil Klíma: Hašovací funkce nové generace SNMAC, Mikulášská kryptobesídka MKB 2006, Praha, Hotel Olympik, 7. – 8. prosinec 2006, prezentace a text příspěvku.

[5] Vlastimil Klima: Nový koncept hašovacích funkcí SNMAC s využitím speciální blokové šifry a konstrukcí NMAC/HMAC, IACR ePrint archive Report 2006/376, October, 2006

Tyto a další související práce (v češtině) a zdrojové kódy šifer a hašovacích funkcí jsou na domácí stránce projektu http://cryptography.hyperlink.cz/SNMAC/SNMAC_CZ.html.

B. Rodina speciálních blokových šifer DN a hašovacích funkcí nové generace HDN typu SNMAC

RNDr. Vlastimil Klíma, nezávislý konzultant,
v.klima@volny.cz, http://cryptography.hyperlink.cz

Abstrakt. Speciální bloková šifra je nové kryptografické primitivum, které bylo navrženo jako stavební prvek hašovacích funkcí nové generace SNMAC [Kl06]. Na rozdíl od klasické blokové šifry předpokládá, že útočník zná šifrovací klíč a může s ním libovolně manipulovat. Hašovací funkce SNMAC mají veřejně známá návrhová kritéria, limitně se blíží náhodnému orákulu, jsou výpočetně odolné proti nalezení vzoru a kolize a umožňují návrh pomocí různých instancí speciálních blokových šifer.

V tomto příspěvku prezentujeme rodinu speciálních blokových šifer Double Net DN(n, k)-ρ s n bitovým blokem, k bitovým klíčem a počtem rund ρ, principy tvorby jejích stavebních prvků a návrhová kritéria. Na bázi DN definujeme rodinu hašovacích funkcí HDN(n, k)-ρ s n bitovým hašovacím kódem, která hašuje po blocích o délce k - n bitů.

Jako příklad uvádíme definice DN(512, 8192)-10 a HDN(512, 8192)-10. Jsou to prakticky použitelné funkce, jejichž rychlost je 2-3 krát nižší než rychlost SHA-512 a Whirlpool.

Speciální blokovou šifru můžeme použít klasicky k šifrování. Má výhodu, že bude připravena na nejrůznější útoky ze strany klíče, které se u klasických blokových šifer teprve rozvíjejí. Jsou to útoky postranními kanály, útoky příbuznými klíči, pravoúhelníkové útoky a jiné (viz například [Bi93], [Bi03], [Ki04], [Ho05], [Ki05], [Bi05], [Bi06]). Tyto útoky budou vznikat stále častěji s rozšiřováním kryptografických metod a prostředků. Všechny mají společné to, že původní předpoklad o neznalosti klíče protivníkem nebo o nemožnosti s ním manipulovat oslabují nejrozmanitějšími způsoby. Obranu proti nim dokládá i vývoj funkcí, které zpracovávají klíč, od funkcí typu COPY u DES a TripleDES ke slabě nelineárním funkcím u AES. Použití speciálních blokových šifer pro šifrování dat není dnes ještě vidět jako nezbytné, ale v budoucnu pravděpodobně bude. U hašovacích funkcí je to nezbytné už dnes.

Domníváme se, že příčinou současných problémů hašovacích funkcí je to, že jako kompresní funkci používají klasickou blokovou šifru, která byla původně navrhována ke zcela jiným účelům. Hlavní rozpory ukazuje následující obrázek a tabulka [Kl06a].

klasická bloková šifra E	***kompresní funkce f***
obsahuje prvek neznámý útočníkovi	útočník zná všechny vstupy kompresní funkce, může s nimi manipulovat
je určena k zakrytí struktury a obsahu otevřeného textu v šifrovém textu na základě tajného prvku, neznámého útočníkovi (tedy ve výstupu zakrývá strukturu a obsah části vstupu na základě neznalosti jiné části vstupu)	je určena k zakrytí struktury a obsahu celého vstupu ve výstupu, je založena na veřejné funkci
při fixovaném klíči je permutací	je to náhodné zobrazení
je invertibilní	požadavek neinvertibility (jednocestnosti) je zcela zásadní
je snadné vytvářet kolize	požadavek bezkoliznosti je zcela zásadní

Proto vznikla speciální bloková šifra.

1. Úvod

U hašovacích funkcí využívajících blokové šifry v kompresní funkci má útočník možnost manipulace s otevřeným textem i klíčem. Klasické blokové šifry však nejsou cíleně konstruovány tak, aby těmto útokům primárně odolávaly – jistá odolnost zde je, avšak lze ji v podstatě označit za vedlejší efekt. Nová generace hašovacích funkcí SNMAC [Kl06] proto využívá v kompresní funkci speciální blokovou šifru. Jakmile bude koncept speciální blokové šifry prozkoumán a přijat v hašovacích funkcích, není důvodu, proč ho v předstihu nepoužít také jako primitivum pro původní účel šifrování dat. Navrhujeme v budoucnu přejít od klasických blokových šifer k více bezpečným a univerzálním speciálním blokovým šifrám.

Klasická bloková šifra je kryptografickým primitivem, které má chránit obsah a strukturu otevřeného textu v šifrovém textu, a to s využitím utajeného šifrovacího klíče.

Ve stavbě klasické blokové šifry se neznalosti klíče útočníkem využívá zásadním způsobem k dosažení vysoké rychlosti šifrování. Klíč se prakticky nijak neupravuje. Tzv. fáze přípravy klíče (expanze klíče) je u většiny klasických blokových šifer velmi jednoduchá. Například u DES je využita pouze funkce "kopíruj". U AES je použita slabě nelineární transformace. U většiny blokových šifer jsou použity slabě nelineární nebo jednoduché funkce.

U současných hašovacích funkcí se v kompresní funkci používá klasická bloková šifra, její myšlenky a konstrukce. Při útocích na hašovací funkce tříd MD a SHA bylo kromě jiného využito zásadně faktu, že pro zpracování klíče jsou použity slabě nelineární funkce. Ty umožnily na mnoha místech přesně modifikovat vnitřní stav hašovací funkce podle předem zadaného plánu (diferenční cesty). Silně nelineární funkce by toto neumožnily.

U klasických blokových šifer se nejprve předpokládalo, že útočník nezná otevřený text, později se připustilo, že může znát jeho části, později, že může některé části otevřeného textu volit. Nyní se předpokládá jakákoliv manipulovatelnost s otevřeným textem i šifrovým textem. Proti těmto možnostem útočníka se konstruovaly silně nelineární funkce, zpracovávající otevřený text.

Avšak také se předpokládalo a stále předpokládá, že útočník nezná šifrovací klíč a nemá žádnou možnost s ním manipulovat. Rozvojem technologií a vznikem různých forem šifrovacích zařízení (čipové karty, servery SSL, kryptografické moduly, knihovny,...) vznikly

útočníkům nové možnosti, které oslabují oba dva původní předpoklady – neznalost klíče i nemožnost s ním manipulovat.

Tyto možnosti ukázaly zejména postranní kanály nejrůznějších typů (chybové, napěťově-proudové, elektromagnetické,...), kdy je možná jak manipulace s klíčem, tak jeho částečná znalost.

Klíč je dnes zpracováván lineárně nebo slabě nelineárně a není proti podobným útokům chráněn. Vývoj v dalších desítkách let nepochybně ukáže podobný posun i v útocích ze strany klíče. Máme-li konstruovat kvalitní blokové šifry do budoucna, bude vhodné zesílit funkce, které jsou použity ke zpracování klíče a volit je stejně kvalitní funkce a stejně odolné proti diferenciální a lineární kryptoanalýze a dalším útokům, jako funkce pro zpracování otevřeného textu. Než se útoky ze strany klíče plně projeví, může trvat desítky let. Je proto otázkou, kdy k těmto obranným opatřením přistoupit.

Možnosti manipulace s klíčem vyplynuly plně na povrch, když se klasická bloková šifra použila v hašovacích funkcích. Protože u kompresní funkce neexistuje žádný utajený prvek, útočník má možnost manipulovat se všemi vstupy použité blokové šifry, tedy i s jejím klíčem. U hašovacích funkcí musíme k těmto opatřením přistoupit neprodleně, neboť tyto možnosti má útočník už dnes.

Z tohoto důvodu byla navržena speciální bloková šifra pro hašovací funkce a koncepce hašovacích funkcí nové generace SNMAC. V tomto příspěvku popisujeme první třídu speciálních blokových šifer DN a na nich založených hašovacích funkcí HDN.
Plná verze příspěvku je uvedena v [Kl07].

2. Popis rodiny funkcí Double Net

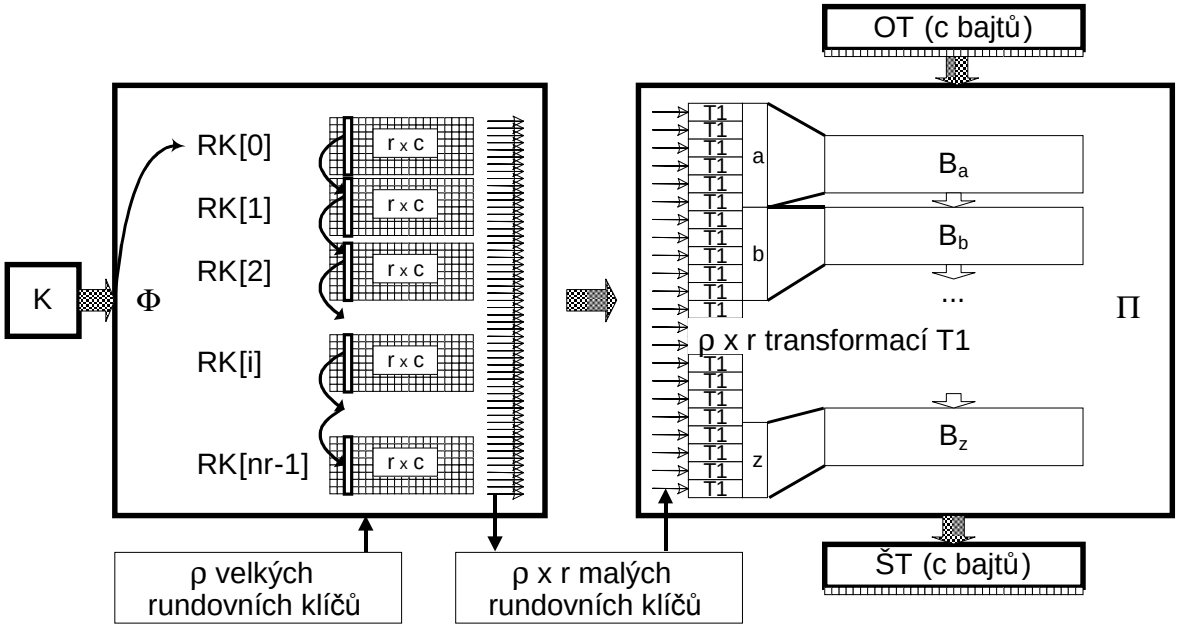
V této kapitole uvedeme popis rodiny blokových šifer Double Net DN(n, k)-ρ, principy tvorby jejích stavebních prvků a návrhová kritéria.

2.1 Základní schéma DN(n, k)-ρ

DN(n, k)-ρ, je bloková šifra, která má blok o délce n bitů, šifrovací klíč K o délce k bitů a ρ velkých rund, kde ρ[**] je bezpečnostní parametr.

DN se skládá ze dvou funkcí, expanze klíče Φ a součinové šifry Π. Základní myšlenkou dvojité sítě DN je to, že klíče a, b, ..., pro dílčí šifry součinové šifry $\Pi = B_z \bullet ... \bullet B_b \bullet B_a$ jsou samy vytvářeny kvalitní blokovou šifrou Φ. Se zvyšováním počtu rund se klíče (a, b, ...) a (...y, z) stávají výpočetně neodlišitelnými od nezávislých (náhodných veličin) neboť odpovídají vztahu otevřeného a šifrového textu blokové šifry Φ. Potom i blokové šifry (B_a, B_b , ...) a (...B_y, B_z) se stávají výpočetně neodlišitelnými od nezávislých (náhodných) blokových šifer. Efektivity je přitom dosaženo tím, že funkce Φ je kvalitní blokovou šifrou pouze ve sloupcových řezech pole RK. Promíchání sloupců pole RK mezi sebou a s otevřeným textem zajistí funkce Π. Tento proces je tím efektivnější, čím více je sloupců v poli rundovních klíčů.

[**] Proměnná ρ je v programovém kódu (a v obrázcích) označována jako rho.



Obr. 1: Rodina funkcí DN

Délka bloku a délka klíče jsou zarovnány na bajty, délka klíče je násobkem délky bloku a délka bloku je násobkem 32 bitů. Schéma je popsáno na úrovni bajtů. Počet bajtů otevřeného textu označujeme c = n/8. Je to také počet sloupců v poli klíčů. Počet bajtů klíče K je k/8. Bajty klíče jsou vepsány do pole o rozměru r řádků a c sloupců zleva doprava a shora dolů, kde r = k/n (r x c = k/n x n/8 = k/8). Funkce Φ expanduje šifrovací klíč na pole rundovních klíčů. Pracuje v trojrozměrném poli ρ x r x c bajtů RK[i][j][t], i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, t = 0, ..., c - 1, které nazýváme polem rundovních klíčů. První index (i) určuje velký rundovní klíč RK[i] jako dvourozměrné pole o rozměru r x c. Velký rundovní klíč RK[i] se skládá z r malých rundovních klíčů RK[i][j], j = 0, ..., r - 1. Malý rundovní klíč RK[i][j] je jeden řádek velkého rundovního klíče a má c bajtů RK[i][j][t], t = 0, ..., c - 1. Vstupem funkce Φ je klíč K, který je vepsán do prvního velkého rundovního klíče RK[0] (zleva doprava a shora dolů). Funkce Φ vytváří z prvního velkého rundovního klíče RK[0] postupně dalších ρ - 1 velkých rundovních klíčů RK[i], i = 1, ..., ρ - 1.

Funkce Π míchá otevřený text s polem rundovních klíčů, viz obr. 1. Primárně je Π součinem ρ x r elementárních transformací T1, $\Pi = \Pi_{i = \rho - 1, ..., 0}\ \Pi_{j = r - 1, ..., 0}\ T1_{i,j}$, kde každá transformace $T1_{i,j}$ používá jeden malý rundovní klíč RK[i][j], i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1. Pokud sdružíme několik těchto transformací T1 (například r/2, r nebo 2r) do jedné blokové šifry B, můžeme funkci Π chápat jako součin blokových šifer B, z nichž každá využívá několik malých rundovních klíčů, tj. $\Pi = B_z \bullet ... \bullet B_b \bullet B_a$, kde z || ... || b || a = RK = RK[ρ - 1][r - 1] || RK[ρ - 1][r - 2] || ... || RK[0][1] || RK[0][0].

Transformace T1 se skládá ze substituce a permutace na úrovni bajtů, z lineární transformace na úrovni bitů (lineární transformace nesmí být převeditelná na úroveň bajtů) a přičtení malého rundovního klíče a rundovní konstanty.

Z hlediska prokazování vlastností chápeme funkci Π jako součin blokových šifer B, z hlediska realizace v HW i SW jako ρ x r malých rund T1.

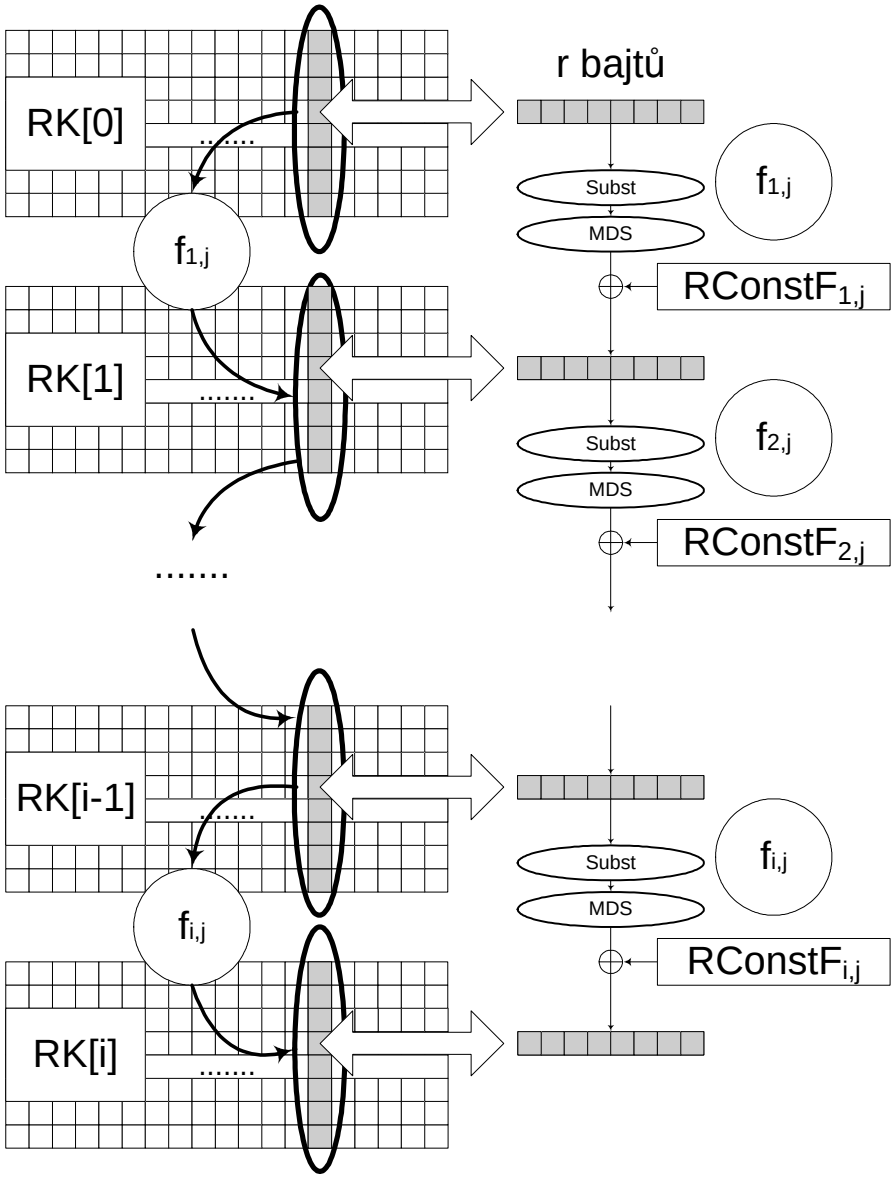
2.2 Funkce Φ

Vstupem funkce Φ je šifrovací klíč K a výstupem je pole rundovních klíčů RK. Funkce Φ se skládá ze **sloupcové transformace** a **závěrečné klíčové permutace**. Sloupcová transformace naplňuje pole RK a závěrečná klíčová permutace provádí permutaci bajtů v tomto poli. Sloupcová transformace je systém c nezávislých sloupcových transformací F_t, t = 0, ..., c - 1, které pracují ve sloupcích pole RK. Každá sloupcová transformace je součinovou blokovou šifrou $F_t = f_{\rho-1,t} \bullet ... \bullet f_{2,t} \bullet f_{1,t}$ s délkou bloku r bajtů, přičemž její jednotlivé rundy nazýváme dílčí sloupcové transformace ($f_{i,t}$). Sloupec t pole RK se tak postupně naplňuje výsledky dílčích rund blokové šifry F_t. Každá z (ρ - 1) x c dílčích sloupcových transformací $f_{i,t}$, i = 1,..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1 je elementární transformací (T2), která se skládá ze substituce na úrovni bajtů (r substitučních boxů SubsF), lineární transformace na úrovni bitů (pomocí matice typu MDS o rozměru r x r) a přičtení r-bajtové rundovní konstanty (RConstF). Každá sloupcová transformace F_t je tak ve skutečnosti blokovou šifrou s konstantním klíčem (rundovní klíče jsou konstanty), viz obr. 2.

Zápis šifrovacího klíče do pole RK:
Klíč K se zapíše do pole bajtů RK[0] o rozměru r x c zleva doprava a shora dolů:
RK[0][j][t] = K[j*c + t], j = 0, ..., r - 1, t = 0, ..., c - 1.

Vytvoření pole RK:
Bajt RK[i][j][t] označujeme krátce jako $RK_{i,j,t}$.
Rundovní klíče RK[0], ..., RK[ρ - 1] se vytváří odděleně po sloupcích (t = 0, ..., c - 1) pomocí funkcí $F_t = f_{\rho-1,t} \bullet ... \bullet f_{2,t} \bullet f_{1,t}$ postupně takto: RK[0] → RK[1] → ... → RK[ρ - 1]. Každá funkce $f_{i,t}$ používá r (obecně různých) substitučních boxů $SubsF_{i,j,t}$, j = 0, ..., r - 1, matici $MDS_{i,t}$ typu r x r a r bajtovou rundovní konstantu $RConstF_{i,t} = (RConstF_{i,0,t}, RConstF_{i,1,t}, ..., RConstF_{i,r-1,t})$. Pro i = 1, ..., ρ - 1 a t = 0, ..., c - 1 máme $(RK_{i,0,t}, RK_{i,1,t},..., RK_{i,r-1,t}) = f_{i,t}(RK_{i-1,0,t}, RK_{i-1,1,t}, ..., RK_{i-1,r-1,t}) = (MDS_{i,t} \bullet (SubsF_{i,0,t}(RK_{i-1,0,t}), SubsF_{i,1,t}(RK_{i-1,1,t}), ..., SubsF_{i,r-1,t}(RK_{i-1,r-1,t}))^T)^T \oplus (RConstF_{i,0,t}, RConstF_{i,1,t}, ..., RConstF_{i,r-1,t})$, kde operátor ^{T} znamená transpozici řádku na sloupec a naopak. Matice $MDS_{i,t}$ je maticí typu MDS (maximum distance separable) a násobení je prováděno v tělese $GF(2^8)$.

Závěrečná klíčová permutace KeyPerm:
Závěrečná klíčová permutace je permutací na množině INDX = {0, 1, ..., ρ - 1} x {0, 1, ..., r - 1} x {0, 1, ..., c - 1}, KeyPerm: INDX → INDX: (i, j, t) → KeyPerm(i, j, t). Permutuje bajty v poli RK, tj. $RK_{i,j,t} = RK_{KeyPerm\ (i,j,t)}$, i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, t = 0, ..., c - 1. Aplikuje se po vytvoření celého pole RK sloupcovou transformací. Tato permutace není z bezpečnostního hlediska povinná, jejím cílem je zefektivnit difúzi sloupců rundovních klíčů uvnitř funkce Π. Permutace může být velmi jednoduchá, například cyklický posun bajtů v rámci malého rundovního klíče. Podrobnosti o konstrukci jsou uvedeny dále.



Obr.2: Sloupcová transformace

2.3 Funkce Π

Funkce Π je blokovou šifrou. Otevřený text tvoří c bajtů: indata(0), ..., indata(c - 1). Šifrový text tvoří c bajtů: outdata[0], ..., outdata(c - 1). Šifrovacím klíčem je pole RK, obsahující ρ x r malých rundovních klíčů RK[i][j], i = 0, 1, ..., ρ - 1, j = 0, 1, ..., r - 1. Primárně je Π součinem ρ x r elementárních transformací T1, $\Pi = \Pi_{i = \rho - 1, ..., 0}\ \Pi_{j = r - 1, ..., 0}\ T1_{i,j}$, kde $T1_{i,j}$, používá malý rundovní klíč RK[i][j], i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1. Výstup z jedné transformace T1 je vstupem do další transformace T1. Vstup do funkce Π je vstupem do první transformace T1, výstup z poslední transformace T1 je výstupem z funkce Π.

2.3.1 Transformace $T1_{i,j}$

Každá transformace $T1_{i,j}$, i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, se skládá ze substituce a permutace na úrovni bajtů, z lineární transformace na úrovni bitů a (binárního) přičtení malého rundovního

klíče a rundovní konstanty. Všechny tyto proměnné mohou být pro různé transformace $T1_{i,j}$ různé. Pro každou dvojici (i, j), i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, máme:

- c substitučních boxů $SubsB_{i,j,t}$, t = 0, ..., c - 1, převádějících bajt na bajt
- permutaci na množině {0, 1, ..., c - 1}, kterou nazýváme permutací typu "Small-Middle-Large" a označujeme $SMLPerm_{i,j}$: {0, 1, ..., c - 1}→{0, 1, ..., c - 1}: t → $SMLPerm_{i,j}$(t),
- lineární transformaci, která je tvořena n/32 = c/4 maticemi $MDS_{i,j,v}$ typu MDS (maximum distance separable code) o rozměru 4x4 bajty, v = 0, ..., c/4 - 1,
- rundovní konstantu $RConstB_{i,j}$ o c bajtech ($RConstB_{i,j,0}$, ..., $RConstB_{i,j,c-1}$),
- malý rundovní klíč RK[i][j] o c bajtech ($RK_{i,j,0}$, ..., $RK_{i,j,c-1}$).

Poznámka k lineární transformaci v T1. Lineární transformace může být obecnější, v konstrukci DN se využívá možnost realizace lineární úrovně (malými) maticemi typu 4 x 4. Násobení maticí je prováděno v tělese $GF(2^8)$. Z použití těchto matic vyplývá požadavek, aby otevřený text byl násobkem 32 bitů. Pokud jako stavební prvek použijeme jiné lineární matice, nemusí být otevřený text násobkem 32 bitů.

Tím je popis DN ukončen.

2.4 Volitelné parametry třídy blokových šifer DN

Schéma DN je obecným schématem, založeným na použití dvou SP sítí Φ a Π. Jedna SP síť expanduje šifrovací klíč na pole rundovních klíčů a druhá síť promíchává rundovní klíče s otevřeným textem. Oproti klasickým blokovým šifrám je klíč zpracován stejně kvalitně jako otevřený text.

Parametry DN jsou její stavební prvky, jejich typ, rozměr a obsah.

DN(n, k)-ρ má volitelné tyto parametry:

Základní rozměry:

- **n**, délka bloku otevřeného textu v bitech (c = n/8),
- **k**, délka šifrovacího klíče K v bitech (r = k/n),
- **ρ**, počet velkých rund,

Funkce Φ:

- S-boxy $\mathbf{SubsF_{i,j,t}}$ převádějící bajt na bajt, i = 1, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, t = 0, ..., c - 1,
- matice $\mathbf{MDS_{i,t}}$ o rozměru r x r, i = 1, ..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1,
- konstanty $\mathbf{RConstF_{i,t}}$ o r bajtech, i = 1, ..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1,
- závěrečná klíčová permutace **KeyPerm** na množině {0, ..., ρ - 1} x {0, ..., r - 1} x {0, ..., c - 1},

Funkce Π:

- permutace $\mathbf{SMLPerm_{i,j}}$ na množině {0, ..., c - 1},
- S-boxy $\mathbf{SubsB_{i,j,t}}$ převádějící bajt na bajt, i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, t = 0, ..., c - 1,
- matice $\mathbf{MDS_{i,j,v}}$ o rozměru w x w, i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, v = 0, ..., c/w - 1, kde w je nějaký dělitel čísla c (každá z matic může mít jiný rozměr, zejména se bude využívat w = 4, podrobněji viz následující kapitola),
- konstanty $\mathbf{RConstB_{i,j}}$ o c bajtech, i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1.

Poznámka. Uvedené parametry a stavební prvky mohou být voleny s velkou volností. Pravidla, která musí tyto stavební prvky splňovat, lze předběžně a stručně shrnout takto:

- funkce Π je kvalitní bloková šifra,
- všechny sloupcové transformace funkce Φ jsou kvalitní blokové šifry (s konstantním klíčem), pokud možno odlišné

- funkce Φ a Π používají odlišné S-boxy,
- všechny S-boxy mají dobré lineární a diferenciální charakteristiky a jsou generovány nealgebraicky, nejlépe (pseudo)náhodně,
- matice ve funkci Φ a Π jsou všechny typu MDS (maximum distance separable).

Podrobně jsou pravidla definována v následující kapitole.

3. Konstrukce sítě Π

3.1 Π jako součin blokových šifer B

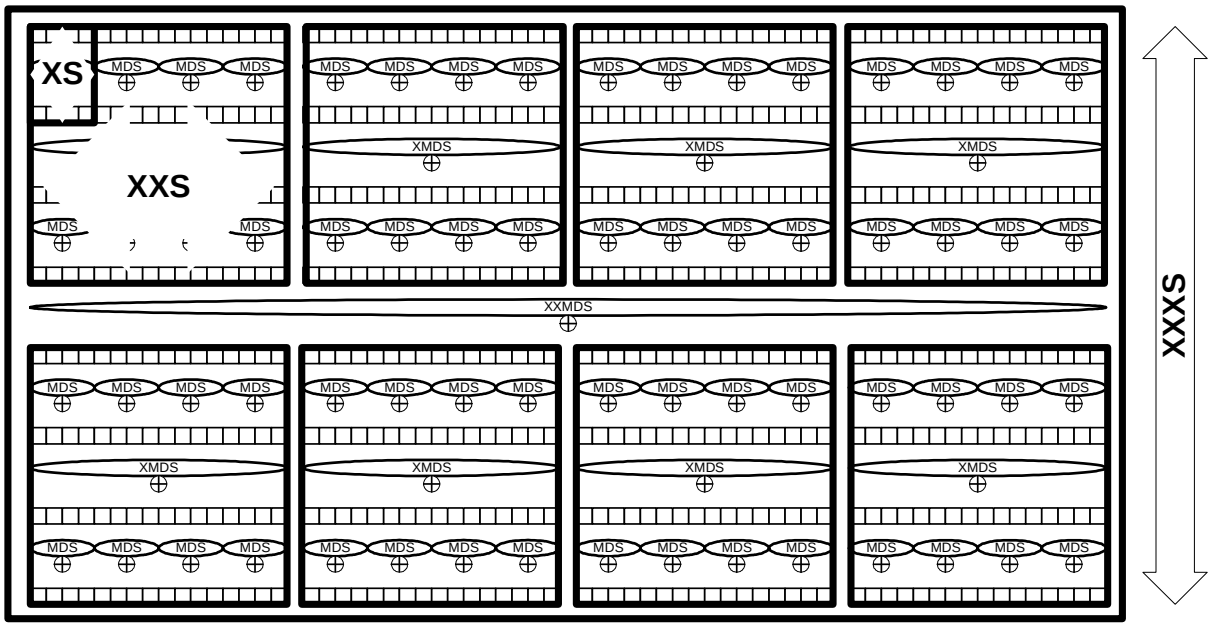
Funkci Π konstruujeme jako součin blokových šifer B, z nichž každá využívá několik rund T1 (několik malých rundovních klíčů), tj. $\Pi = B_z \bullet B_y \bullet ... \bullet B_b \bullet B_a$. Cílem je, aby Π byla kvalitní bloková šifra, odolná proti lineární a diferenciální kryptoanalýze. Blokové šifry B_z, ..., B_a je možné konstruovat stejné, eventuelně je možno konstruovat stejné $B_y = ... = B_a$ (= B) a B_z může obsahovat "zbytkový počet malých rund". Blokovou šifru B s délkou bloku c bajtů konstruujeme primárně tak, aby byla co nejvíce odolná proti lineární a diferenciální kryptoanalýze. K tomu využijeme důkazů odolnosti SP sítí proti lineární a diferenciální kryptoanalýze z Dodatku A. Funkci B konstruujeme jako několikanásobně vnořenou SP síť. Vnořenými sítěmi se zabývaly práce ([Ho00], [Ka01], [Chu03], [Sa03]), ale zde postačí použít výsledky z [Ho00]. Z Vět 1 a 2 obdržíme odhady pravděpodobností maximálního diferenciálu (DP^B) a lineárního obalu (LP^B) blokové šifry B. Bloková šifra B je jednou rundou součinové šifry Π, takže odhad DP^B a LP^B vypovídá o kvalitě funkce $\Pi = B_z \bullet B_y \bullet ... \bullet B_b \bullet B_a$. K odhadu DP^Π a LP^Π nelze přímo použít součin DP^B x DP^B x ... x DP^B x DP^B ani LP^B x LP^B x ... x LP^B x LP^B, i když dříve se to tak dělalo, ale postačuje, pokud DP^B a LP^B budou malé. Poznamenejme, že podle [NyKn92] lze k odhadu DP^Π pro $\Pi = B \bullet B \bullet B \bullet B$ použít DP^B x DP^B. Hodnota DP^Π je pravděpodobně nižší než uvedený (nejlepší současný) odhad DP^B x DP^B, ale zatím chybí důkazové metody. Lze však očekávat, že tyto odhady se zpřesní a zlepší.

3.2 S-boxy v síti Π

Poznamenejme, že všechny S-boxy v síti Π mohou být různé. Označme p_B (q_B) maximum z hodnot maximální diferenciální pravděpodobnosti p (resp. maximální lineární pravděpodobnosti q) přes všechny S-boxy, použité ve funkci B. Čím menší jsou hodnoty p_B a q_B, tím větší odolnost proti lineární a diferenciální kryptoanalýze funkce B má.

3.3 Příklad sítě Π pro n = 512

Šířka bloku n = 512 bitů, tj. c = 64 bajtů. Ke konstrukci Π použijeme rozklad $c = 64 = c_1 \times c_2 \times c_3 = 4 \times 4 \times 4$. Blokovou šifru B konstruujeme jako 3-úrovňovou vnořenou SPN síť.
XS-box konstruujeme jako SDS z S-boxů o šířce $c_1 = 4$,
XXS-box konstruujeme jako SDS síť z XS-boxů o šířce $c_2 = 4$,
XXXS-box konstruujeme jako SDS síť z XXS-boxů o šířce $c_3 = 4$.
XXXS-box je zároveň blokovou šifrou B. Skládá se z 8 základních transformací T1.



Obr.3: Bloková šifra B jako XXXS-box

Poznámka. Všechny S-boxy, všechny XS-boxy a všechny XXS-boxy mohou být různé.

Předpokládejme, že u všech boxů XS, XXS a XXXS máme zajištěnu maximalitu difúzní úrovně. Potom podle Věty 1 (viz Dodatek A), aplikované na SDS sítě XS, XXS a XXXS, platí:

$DP^{XS} \leq (p_B)^4$,
$DP^{XXS} \leq (DP^{XS})^4 \leq (p_B)^{4x4}$,
$DP^{XXXS} \leq (DP^{XXS})^4 \leq (p_B)^{4x4x4}$,
tedy
$DP^B = DP^{XXXS} \leq (p_B)^{64}$ a analogicky podle Věty 2 (viz Dodatek A) dostáváme $LP^B = LP^{XXXS} \leq (q_B)^{64}$, c.b.d.

Tím je pro vhodná malá p_B a q_B zajištěna odolnost blokové šifry B proti DC a LC.

3.4 B jako N-úrovňová vnořená SPN

Konstrukce obecné sítě Π vychází z délky bloku otevřeného textu v bajtech c. Většinou bude c mocnina 2, zejména budou důležité hodnoty c = 8, 16, 32 a 64. Když konstruujeme B jako N-úrovňovou vnořenou SPN, vycházíme z rozkladu $c = c_1 \times c_2 \times c_3 \times ... \times c_N$, kde c_1 je šířka první sítě XS, c_2 šířka druhé sítě XXS (X^2S), ..., c_N je šířka poslední sítě XX...XS (X^NS).

X^1S-box konstruujeme jako SDS z S-boxů o šířce c_1,
X^2S-box konstruujeme jako SDS síť z XS-boxů o šířce c_2,
... atd.
X^NS-box konstruujeme jako SDS síť z $X^{N-1}S$-boxů o šířce c_N.

Pokud počet malých rund Π není dělitelný počtem rund blokové šifry B, zbytek rund označujeme jako část blokové šifry B (B_z), tj. $\Pi = B_z \bullet B \bullet ... \bullet B \bullet B$.
V konstrukci předpokládáme, že u všech boxů XS, ..., X^NS máme zajištěnu maximalitu jejich difúzní úrovně.

3.5 Odolnost sítě Π proti DC a LC

Podle úvodu k této kapitole nemáme (z nedostatku důkazových metod) jinou možnost, než odolnost sítě Π proti DC a LC měřit čísly DP^B a LP^B.

Chápeme-li B jako velký box B: $\{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}^n$, n = 8c, pak máme definovánu jeho maximální diferenciální a maximální lineární pravděpodobnost (viz Dodatek A) jako

DP^B = max $DP^B(\Delta x \rightarrow \Delta y)$, kde maximum se bere přes všechna $\Delta x \neq 0$, $\Delta x \in \{0, 1\}^n$, $\Delta y \in \{0, 1\}^n$,

LP^B = max $LP^B(\Gamma x \rightarrow \Gamma y)$, kde maximum se bere přes všechna $\Gamma x, \Gamma y \neq 0$, $\Gamma x \in \{0, 1\}^n$, $\Gamma y \in \{0, 1\}^n$.

Věta 3. Odolnost blokové šifry B proti DC a LC.
Konstruujeme-li B jako několikanásobně vnořenou SP síť (podle Dodatku A), pak platí
$DP^B \leq (p_B)^c$,
$LP^B \leq (q_B)^c$.

Důkaz. Vyplývá z induktivního použití Věty 1 na konstrukci boxů X^1S, ..., X^NS. Máme $DP^B = DP^{X^N S} \leq (DP^{X^{N-1} S})^{c_N} \leq (DP^{X^{N-2} S})^{c_{N-1} \times c_N} \leq \ldots \leq (DP^S)^{c_1 \times \ldots \times c_{N-1} \times c_N} = (DP^S)^c = (p_B)^c$. Podobně podle Věty 2 dostáváme $LP^B \leq (q_B)^c$.

Důsledek. Současný nejlepší odhad odolnosti Π proti DC. Podle odstavce výše je současný nejlepší odhad DP^Π roven $DP^B \times DP^B \leq (p_B)^c \times (p_B)^c = (p_B)^{2c}$, pokud Π má alespoň čtyři bloky B, i když ve skutečnosti je odhad zcela určitě mnohem menší. Lze očekávat, že tyto odhady se zpřesní a zlepší.

Důsledek. Současný nejlepší odhad odolnosti Π proti LC. U odhad odolnosti Π proti LC můžeme vycházet pouze z toho, že máme odhad $LP^B \leq (q_B)^c$ jako jedné "rundy" součinové šifry $\Pi = B_z \bullet B \bullet \ldots \bullet B \bullet B$.

Poznámka. Variantní konstrukce pro stejná c. Konstrukce této sítě může mít několik variant i pro stejné hodnoty c. Závisí to na rozkladu čísla c i na možnosti realizovat difúzní úrovně v různých boxech různě.

Poznámka. Počet rund B. Počet rund blokové šifry B vyplývá z toho, že každá vyšší síť SDS zahrnuje dvě rundy, tvořené nižší sítí SDS. Proto počet rund (počet substitučních úrovní) je roven dvojnásobku počtu činitelů v rozkladu čísla c, tj. 2N.

Závěr. S-boxy $\mathbf{SubsB_{i,j,t}}$ převádějící bajt na bajt (i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, t = 0, ..., c - 1) můžeme volit libovolně, různé nebo stejné. Ideální volba jsou náhodné nebo pseudonáhodné S-boxy, které mají dostatečnou odolnost proti lineární a diferenciální kryptoanalýze. Na velikosti čísel p_B (q_B) závisí odolnost sítě Π proti DC a LC a volba počtu blokových šifer v součinu $\Pi = B_z \bullet B \bullet \ldots \bullet B \bullet B$. S-boxy použité v síti Π by se měly odlišovat od S- boxů sítě Φ. S-boxy by neměly mít algebraickou strukturu (například S-boxy AES mají algebraickou strukturu), i když není žádný přímý důkaz pro tuto vlastnost.

3.6 Maximalita difúzní úrovně sítě Π

Maximalitu difúzní úrovně v X^iS-boxech můžeme zajišťovat velkými maticemi MDS o rozměru C x C, kde $C = c_1 \times \ldots \times c_{i-1} \times c_i$. Například pro síť Π z příkladu máme $c = 64 = c_1 \times c_2 \times c_3 = 4 \times 4 \times 4$ a matice X^3MDS by byla o rozměru 64 x 64 bajtů. Realizace takových

matic je náročná na čas i paměť. Místo toho je maximalitu možné zajistit jinými způsoby. Třída funkcí DN nepředepisuje způsob zajištění maximality. Jeden ze způsobů nyní popíšeme.

Místo jedné MDS matice typu C x C, kde $C = c_1 \times ... \times c_{i-1} \times c_i$ použijeme $c_1 \times ... \times c_{i-1}$ matic MDS typu $c_i \times c_i$. V případě, že c je mocninu dvojky, rozklad čísla c děláme tak, aby téměř všechny činitelé byly rovny 4, až na eventuelně první činitel, který může být 2, 4 nebo 8. Použité matice tak mohou být typu 2 x 2, 4 x 4 a 8 x 8.
X^iS-box obsahuje dvě vrstvy, z nichž každá obsahuje c_i X^{i-1}S-boxů. Matice X^{i-1}MDS spojuje první vrstvu c_i boxů typu X^{i-1}S s druhou vrstvou c_i boxů typu X^{i-1}S. Každý X^{i-1}S-box má šířku $c_1 \times ... \times c_{i-1}$ bajtů.

Matici X^{i-1}MDS bychom tedy mohli konstruovat jako matici typu $(c_1 \times ... \times c_{i-1} \times c_i) \times (c_1 \times ... \times c_{i-1} \times c_i)$. Místo toho ji konstruujeme jako systém $c_1 \times ... \times c_{i-1}$ matic MDS typu $c_i \times c_i$. Každá z malých matic typu $c_i \times c_i$ vybírá (libovolně) právě jeden bajt z každého z c_i vstupních X^{i-1}S-boxů. Na vstupu této matice je tak c_i bajtů. Ty jsou maticí transformovány na výstupních c_i bajtů, které jsou po jednom vedeny (na libovolné místo) do každého z c_i výstupních X^{i-1}S-boxů. Systém těchto matic vytváří maximální difúzní úroveň. (Předesíláme, že výběr pozic vstupních bajtů uvnitř vstupních X^{i-1}S-boxů do matic definuje příslušné permutace SMLPerm, viz dále.)

Věta 4. Maximalita difúzní úrovně. Matice X^{i-1}MDS, konstruovaná výše jako systém $c_1 \times ... \times c_{i-1}$ matic MDS typu $c_i \times c_i$ je maximální difúzní úrovní v X^iS-boxu.
Důkaz. Předpokládejme změnu v k X^{i-1}S-boxech na vstupu, $1 \le k \le c_i$. Poznamenejme, že změna v X^{i-1}S-boxu znamená, že dojde ke změně jednoho nebo několika jeho vstupních bajtů. Uvažujme první změněný bajt v prvním změněném X^{i-1}S-boxu na vstupu. Tento bajt je vstupem některé z $c_1 \times ... \times c_{i-1}$ matic MDS typu $c_i \times c_i$, dané difúzní úrovně. Označíme ji M. Označme s celkový počet změněných bajtů na vstupu matice M. Máme $1 \le s \le k \le c_i$. Protože M je maticí typu MDS o rozměru $c_i \times c_i$, na jejím výstupu dojde ke změně nejméně v $c_i + 1 - s$ bajtech. Máme $c_i + 1 - s \ge c_i + 1 - k$. Protože všechny bajty na výstupu matice M jdou do různých X^{i-1}S-boxů na výstupu difúzní úrovně, dojde ke změně alespoň $c_i + 1 - k$ X^{i-1}S-boxů na výstupu. Tím je maximalita difúzní úrovně X^{i-1}MDS dokázána.

Závěr. Matice $\mathbf{MDS_{i,j,v}}$ mohou mít různé rozměry (w x w, kde w je nějaký dělitel čísla c) a různý obsah. V síti Π může být použito na různých místech mnoho různých (nebo stejných) typů různých (nebo stejných) matic, a to i v jedné difúzní úrovni. Musí být pouze dodržena maximalita všech difúzních úrovní.
Dále, všechny použité matice MDS by měly zajistit difúzi na úrovni bitů (a nikoli bajtů jako celku), což například nesplňuje matice MDS, obsahující pouze prvky (hex.) 0x00 a (hex.) 0x01. Prvků (hex.) 0x00 a (hex.) 0x01 by matice MDS měly obsahovat zcela minimální množství. V binárním vyjádření 8r x 8r by matice MDS neměla být ani příliš řídkou ani příliš pravidelnou. Měla by být co nejvíce náhodnou binární maticí o rozměru 8r x 8r. Ideální je, pokud všechny matice $\mathbf{MDS_{i,j,v}}$ jsou různé a vytvořeny náhodně. To je opatření proti algebraickým útokům. Není však striktně zakázáno použít všechny matice stejné.

3.7 Permutace typu Small-Middle-Large

V tomto odstavci popíšeme tvorbu permutací typu SMLPerm (Small-Middle-Large Permutation) a vysvětlíme pojem adjungované bajty.

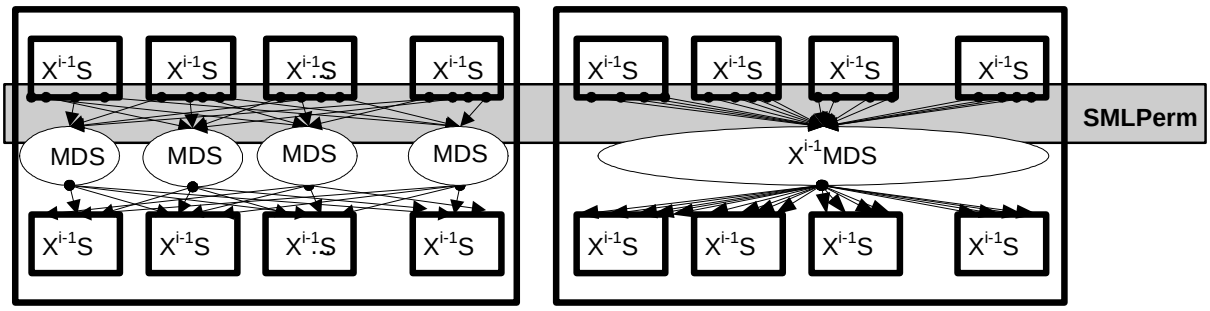
3.7.1 SMLPerm a T1

Pokud maximalitu difúzní úrovně X^{i-1}MDS (Small - mezi S-boxy, Middle - mezi XS boxy, Large - mezi X^{i-1}S-boxy) zajišťujeme největší možnou maticí typu (c_1 x ... x c_{i-1} x c_i) x (c_1 x ... x c_{i-1} x c_i), odpovídající permutace SMLPerm odpovídá pořadí výběru vstupních bajtů do této matice. V dané difúzní úrovni můžeme definovat jednu permutaci, v jiné difúzní úrovni můžeme definovat jinou permutaci. Permutaci můžeme také zahrnout přímo do matice. Máme tak možnost definovat jednu matici a různé permutace nebo různé matice (s permutovanými sloupci originální matice) a identické permutace.

Pokud maximalitu difúzní úrovně X^{i-1}MDS zajišťujeme pomocí c_1 x ... x c_{i-1} (stejných) matic MDS typu c_i x c_i, můžeme na jejich vstupy vést vstupy z c_i X^{i-1}S-boxů také v různě permutovaných pořadích.

Maximalitu dané difúzní úrovně můžeme zajistit i maticemi jiných rozměrů.

Výběry bajtů do všech matic dané difúzní úrovně v celé šíři sítě Π definují permutaci c_1 x ... x c_{N-1} x c_N bajtů na c_1 x ... x c_{N-1} x c_N bajtů, kterou označujeme SMLPerm v této difúzní úrovni. Je to zároveň permutace v odpovídající transformaci T1. (Předesíláme, že výběr pozic u výstupních boxů je ve skutečnosti inverzí výběru vstupních pozic permutací SMLPerm v následující transformaci T1).



Obr.4: Permutace SMLPerm

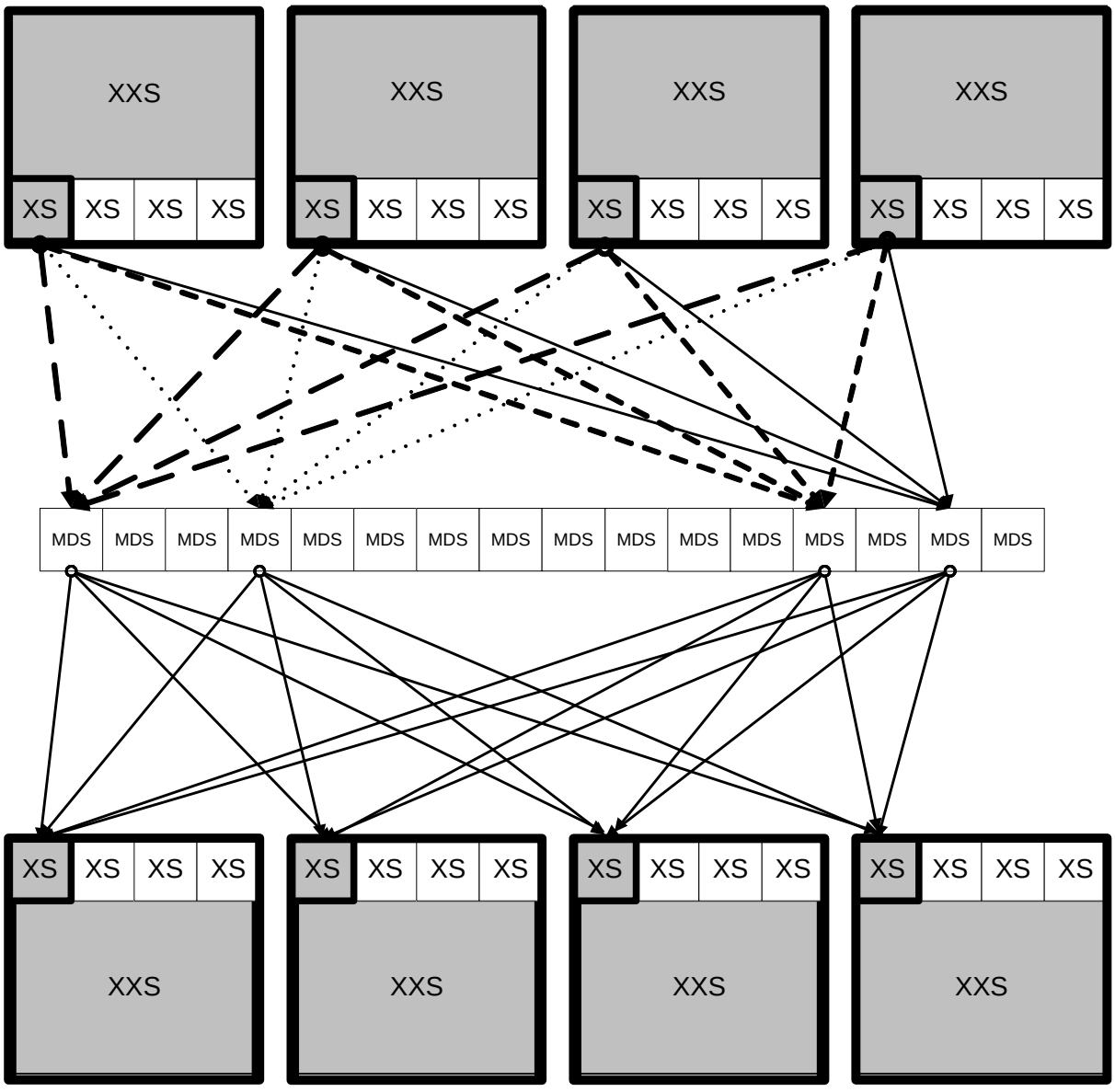
3.7.2 SMLPerm a různorodost

Pokud difúzní úroveň X^{i-1}MDS konstruujeme jako systém c_1 x ... x c_{i-1} matic MDS typu c_i x c_i, můžeme odpovídajícími permutacemi $SMLPerm_{i,j}$ zlepšovat difúzi a zvyšovat různorodost (nesymetričnost) uvnitř blokové šifry B. Každá z malých matic MDS typu c_i x c_i může libovolně vybírat právě jeden bajt z každého z c_i vstupních X^{i-1}S-boxů a výstup vést po jednom bajtu na libovolné místo do každého výstupního X^{i-1}S-boxu. To zajistí, že každý X^{i-1}S-box na vstupu ovlivní všechny X^{i-1}S-boxy na výstupu. O úroveň níže, u menších X^{i-2}S-boxů tomu tak být nemusí.

Každý z velkých X^{i-1}S-boxů na vstupu se skládá z c_{i-1} malých X^{i-2}S-boxů. Vezměme například první malý X^{i-2}S-box prvního velkého X^{i-1}S-boxu na vstupu a podívejme se na to, kolik ovlivňuje malých X^{i-2}S-boxů na výstupu. Tento box má c_1 x ... x c_{i-2} bajtů, které pomocí c_i matic MDS ovlivňují c_1 x ... x c_{i-2} x c_i bajtů na výstupu. Z maximality vyplývá, že do každého z c_i výstupních X^{i-1}S-boxů vede právě c_1 x ... x c_{i-2} výstupních bajtů. Tyto bajty mohou být rozmístěny v každém X^{i-1}S-boxu náhodně a zasahovat všechny jeho malé X^{i-2}S-boxy nebo vést v nejhorším případě pouze do jediného malého X^{i-2}S-boxu (má právě c_1 x ... x c_{i-2} bajtů). Malé X^{i-2}S-boxy, které jsou ovlivněny na výstupu, nazýváme adjungované výstupní boxy (k danému malému boxu na vstupu). Ostatní vstupní bajty matic MDS, které zpracovávají daný malý box na vstupu, čerpají své vstupy také z několika dalších malých boxů na vstupu. Tyto boxy nazýváme adjungované vstupní boxy k danému boxu na vstupu. Podobně jako na výstupu může být i na vstupu k danému malému boxu adjungován v nejhorším případě pouze jeden malý X^{i-2}S-box z každého velkého X^{i-1}S-boxu. Tuto situaci

docílíme systematickou volbou, a sice, že do j-té matice MDS vedeme j-té bajty z každého velkého boxu (j = 0, ..., c_1 x ... x c_{i-2} x c_{i-1} - 1) a výstup vedeme na j-té pozice každého velkého výstupního boxu. Vzájemně jsou tak adjungované pouze vždy k-té malé boxy v rámci velkých boxů na vstupu i na výstupu (k = [j/(c_1 x ... x c_{i-2})], k = 0, ..., c_{i-1} - 1).

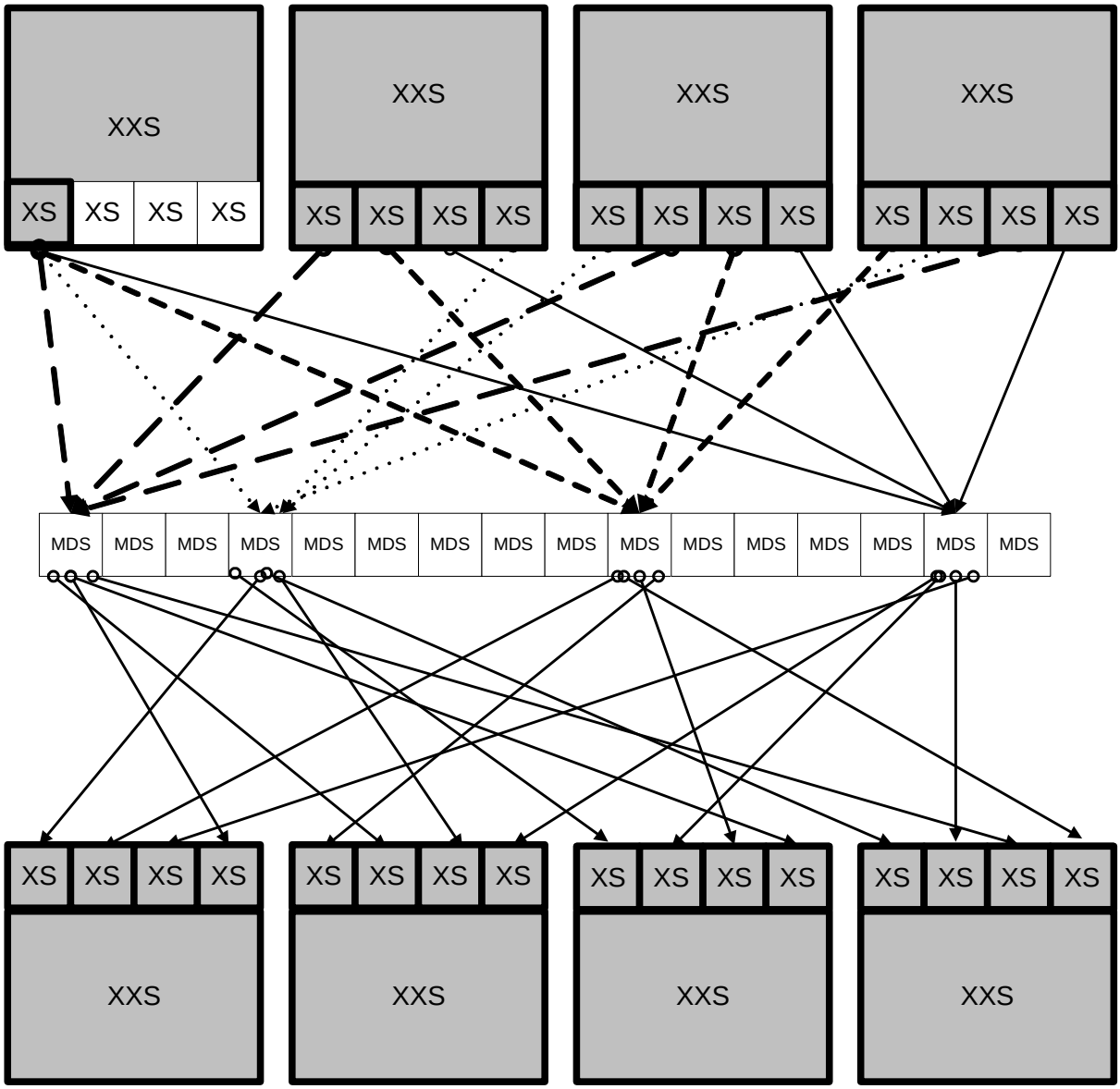
Systematický výběr permutací SMLPerm nemusí být proto pro difúzi nejlepší volbou. Ukážeme, že vhodnou volbou permutací lze dosáhnout rychlejší difúze a vyhnout se záměrným strukturálním pravidelnostem. Na následujících dvou obrázcích jsou dvě různé volby permutací. Obrázky ukazují, s jakými vstupními a výstupními malými boxy je adjungován první malý box v prvním velkém vstupním boxu.



Obr.5: Systematická volba permutací

Na obrázku 5 jsou zvoleny permutace $SMLPerm_{i,j}$ systematicky. První bajty prvních malých boxů jdou na vstup matice MDS a výstupy z ní jdou opět na první bajty prvních malých boxů v rámci velkých boxů. Podobně druhé, třetí a čtvrté bajty. Množina prvních malých boxů (všech velkých boxů) na vstupu tak prostřednictvím difúzní úrovně ovlivňuje pouze množinu prvních malých boxů (všech velkých boxů) na výstupu. Při této volbě je množina vstupních adjungovaných boxů minimální (4 boxy) a množina výstupních adjungovaných boxů je také

minimální (4 boxy). Pokud volíme permutace pečlivěji, můžeme docílit toho, že adjungovaných vstupních boxů bude 13 (maximum) a počet adjungovaných výstupních boxů bude 16 (maximum), viz příklad na obrázku 6.



Obr.6: Náhodná volba permutací, adjungované boxy

Závěr. Permutace typu Small-Middle-Large $\mathbf{SMLPerm_{i,j}}$ na množině {0, ..., c - 1} můžeme volit libovolně, pouze musí zajišťovat maximalitu odpovídající difúzní úrovně. Pravděpodobně je lepší je volit náhodně nebo co nejvíce nepravidelně a zajistit dostatečný počet adjungovaných boxů.

3.8 Konstanty $\mathbf{RConstB_{i,j}}$

Konstanty $\mathbf{RConstB_{i,j}}$ o c bajtech, i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1 mají za cíl odlišit jednotlivé transformace T1. Lze je zahrnout do definice S-boxů, neboť způsobují pouze jejich posun o konstantu (viz důkaz pro konstanty $RConstF_{i,t}$ ve funkci Φ níže). V případě, že v celé funkci Π je použit pouze jeden S-box (to může být vhodné u některých HW realizací), rundovní konstanty definují až 256 variant jeho posunu o konstantu. V tom případě je ideální náhodná

volba konstant $\mathbf{RConstB_{i,j}}$ o c bajtech, i = 0, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1. Pokud jsou všechny S-boxy voleny náhodně, je možné tyto konstanty volit nulové.

4. Konstrukce sítě Φ

4.1 S-boxy $\mathbf{SubsF_{i,j,t}}$

U rodiny funkcí DN musí být zaručeno, že S-boxy použité ve funkci Φ a S-boxy použité ve funkci Π jsou navzájem různé. Ideální je, pokud se liší náhodně. To je opatření proti algebraickým útokům. Cílem je, aby rovnice, které charakterizují funkce Φ a Π, používaly různé S - boxy.

Žádný z použitých S-boxů (ve funkci Φ i ve funkci Π) by neměl mít algebraické vlastnosti (například jako algebraický S-box AES). To je opatření proti algebraickým útokům, zjednodušujícím zápis vztahů ve funkcích Φ a Π.

Není zakázáno použít pouze jeden S-box ve funkci Φ, ale ideální volbou jsou náhodně generované S-boxy, které mají vyhovující odolnost proti diferenciální a lineární kryptoanalýze.

Označme p_Φ (q_Φ) maximum z hodnot DP^S (LP^S) přes všechny S-boxy $SubsF_{i,j,t}$ (i = 1, ..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1, j = 0, ..., r - 1), použité ve funkci Φ. Počet velkých rund DN je závislý na velikosti hodnot p_Φ a q_Φ. Čím jsou menší, tím méně velkých rund ρ může DN mít (viz dále).

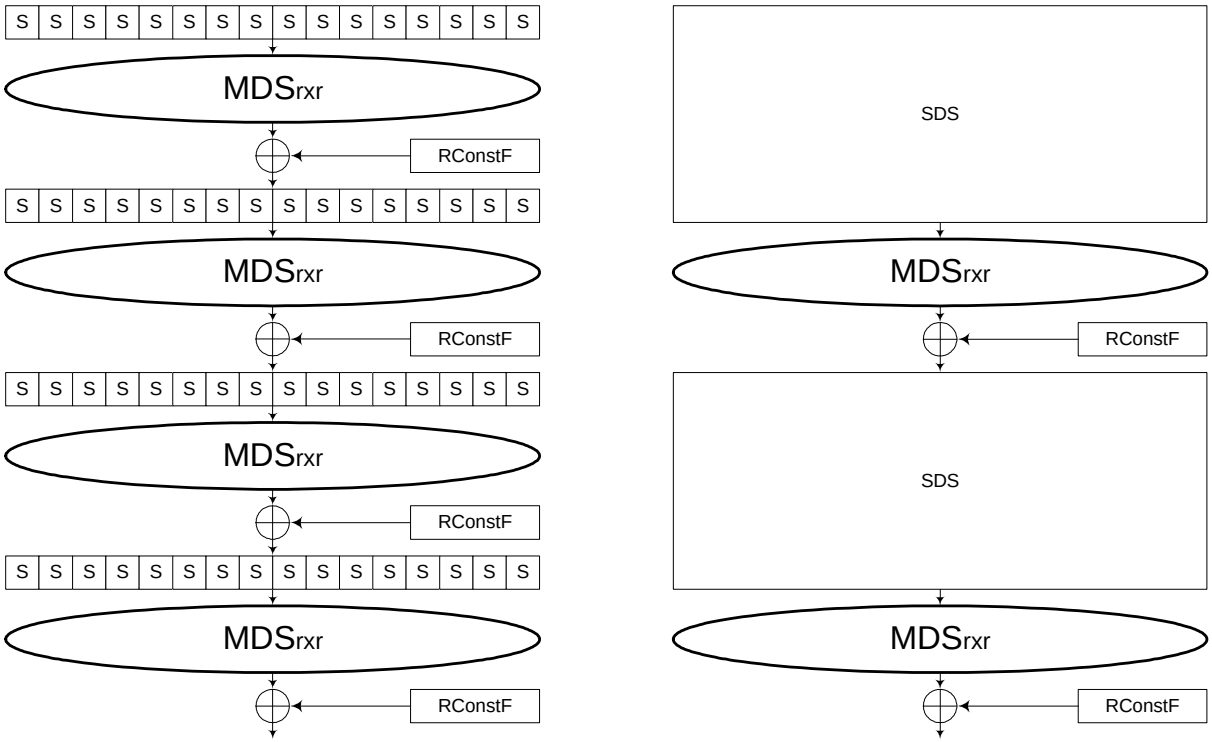
Ideální volba jsou náhodné nebo pseudonáhodné S-boxy, které mají dostatečnou odolnost proti lineární a diferenciální kryptoanalýze. Na velikosti čísel p_Φ (q_Φ) závisí odolnost sítě Φ proti DC a LC a volba počtu velkých rund, viz dále.

4.2 Φ jako systém blokových šifer $\mathbf{F_t}$

Ve funkci Φ jsou volitelné S-boxy $\mathbf{SubsF_{i,j,t}}$ (i = 1, ..., ρ - 1, j = 0, ..., r - 1, t = 0, ..., c - 1), matice $\mathbf{MDS_{i,t}}$ (i = 1, ..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1) a konstanty $\mathbf{RConstF_{i,t}}$ (i = 1, ..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1). Cílem volby těchto prvků je, aby se všechny sloupcové transformace F_t (t = 0, ..., c - 1) co nejvíce lišily (nejlépe náhodně), byly co nejvíce náhodně voleny a byly co nejvíce odolné proti diferenciální a lineární kryptoanalýze. Náhodná volba těchto prvků způsobí velkou paměťovou náročnost DN. Proto minimálním požadavkem je, aby všechny transformace F_t (t = 0, ..., c - 1) byly různé a odolné proti diferenciální a lineární kryptoanalýze.

4.3 Odolnost transformací $\mathbf{F_t}$ proti DC a LC

Každá sloupcová transformace F_t , t = 0, ..., c - 1, je součinovou blokovou šifrou $F_t = f_{\rho-1,t} \bullet ... \bullet f_{2,t} \bullet f_{1,t}$ s délkou bloku r bajtů. Můžeme ji také vyjádřit jako součin ρ/2 SDS sítí, které jsou spojeny difúzní úrovní.



Obr. 7: Sloupcová transformace jako součinová šifra, jejíž runda je SDS síť

Chápeme-li jednu SDS síť jako jednu rundu blokové šifry F_t, můžeme maximální diferenciální pravděpodobnost DP^{SDS} a maximální lineární pravděpodobnost LP^{SDS} každé této rundy odhadnout podle Věty 1 a Věty 2 (viz Dodatek A).

Věta 5. Odolnost blokové šifry F_t , t = 0, ..., c - 1, **proti DC a LC.**
Spojením dvou následujících rund blokové šifry $F_t = f_{\rho-1,t} \bullet ... \bullet f_{2,t} \bullet f_{1,t}$ vzniká SDS síť, pro níž platí
$DP^{SDS} \leq (p_\Phi)^r$,
$LP^{SDS} \leq (q_\Phi)^r$.
Důkaz. Vyplývá přímo z Věty 1 a Věty 2 (Dodatek A).

Z nedostatku důkazových metod nemáme jinou možnost, než odolnost F_t proti DC a LC měřit čísly DP^{SDS} a LP^{SDS}.

Důsledek 1. Současný nejlepší odhad odolnosti F_t **proti DC.** Poznamenejme, že podle [NyKn92] lze k odhadu DP^{Ft} pro F_t = SDS • ... • SDS • SDS použít $DP^{Ft} \leq (DP^{SDS})^2 \leq (p_\Phi)^{2r}$ pokud jsou použity alespoň 4 sítě SDS, **tj. 8 substitučních úrovní (8 velkých rund**). Hodnota DP^{Ft} je pravděpodobně nižší než uvedený (nejlepší současný) odhad DP^{SDS} x DP^{SDS} $\leq (p_\Phi)^{2r}$, ale zatím chybí důkazové metody.

Důsledek 2. Současný nejlepší odhad odolnosti F_t **proti LC.** U odhadu odolnosti F_t proti LC můžeme vycházet pouze z toho, že máme odhad $LP^{SDS} \leq (q_\Phi)^r$ jako jedné "rundy" součinové šifry F_t = SDS • ... • SDS • SDS.

4.3.1 Poznámka k odolnosti transformací F_t proti DC a LC

Je požadováno, aby všechny transformace F_t (t = 0, ..., c - 1) byly co možná nejvíce odolné proti diferenciální a lineární kryptoanalýze. Klasická lineární a diferenciální kryptoanalýza není v případě funkcí F_t přímo využitelná, protože F_t je bloková šifra s konstantními rundovními klíči. Opatřeními proti lineární a diferenciální kryptoanalýze ve skutečnosti zajišťujeme to, aby mezi vstupy a výstupy funkce F_t (a eventuelně i mezi mezivýstupy v jednotlivých rundách) neexistovaly využitelné lineární nebo diferenční vztahy. Na tyto vlastnosti má největší vliv volba S-boxů a velikost hodnot p_Φ a q_Φ.

4.4 Matice $MDS_{i,t}$ a maximalita difúzní úrovně F_t

U rodiny funkcí DN musí být zaručeno, že matice $\mathbf{MDS_{i,t}}$ (i = 1, ..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1) v transformacích F_t (t = 0, ..., c - 1), tj. ve funkci Φ, jsou typu MDS (maximum distance separable). Měly by dále zajistit difúzi na úrovni bitů a nikoli bajtů jako celku, což například nesplňuje matice MDS, obsahující pouze prvky (hex.) 0x00 a (hex.) 0x01. Těchto prvků by matice MDS měly obsahovat zcela minimální množství. V binárním vyjádření 8r x 8r by matice MDS neměla být ani příliš řídkou ani příliš pravidelnou. Měla by být co nejvíce náhodnou binární maticí o rozměru 8r x 8r. Ideální je, pokud všechny matice $\mathbf{MDS_{i,t}}$ jsou různé a vytvořeny náhodně. To je opatření proti algebraickým útokům. Není však striktně zakázáno použít všechny matice stejné.

4.5 Konstanty $RConstF_{i,t}$

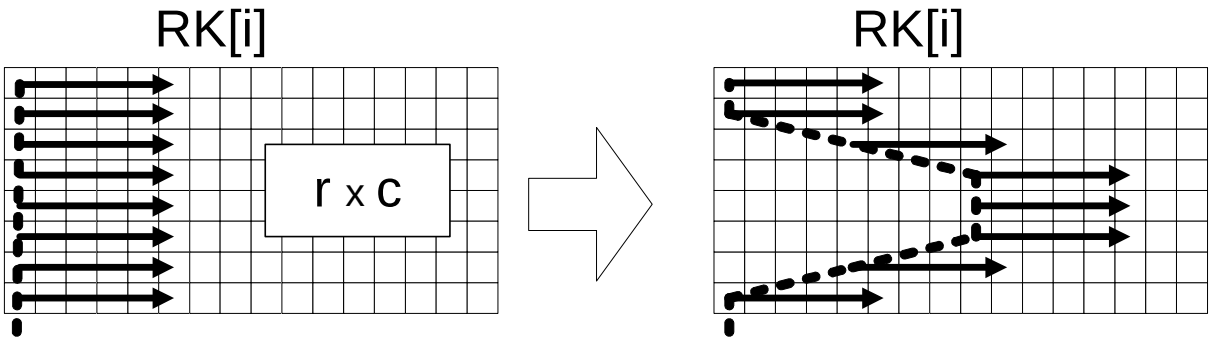
Konstanty $RConstF_{i,t}$ (i = 1, ..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1) mají v definici DN pouze metodický význam. Lze je zahrnout do definice S-boxů, neboť způsobují pouze jejich posun o konstantu (viz poznámka níže). V případě, že v celé funkci Φ je použit pouze jeden S-box (to může být vhodné u některých HW realizací), rundovní konstanty definují až 256 variant jeho posunu o konstantu. V tom případě je ideální náhodná volba konstant $RConstF_{i,t}$ (i = 1, ..., ρ - 1, t = 0, ..., c - 1). Pokud jsou všechny S-boxy voleny náhodně, je možné tyto konstanty volit nulové.

Poznámka. Převod rundovních konstant do S-boxů. Rundovní konstantu lze triviálně převést na posun S- boxů o konstantu. Označme posunutý S-box jako $SubsF_{i,j,t}^{*}(x) = SubsF_{i,j,t}(x) \oplus a_{i,j,t}$. Posun vypočteme jako $(a_{i,0,t}, a_{i,1,t}, ..., a_{i,r-1,t})^T = MDS_{i,t}^{-1} \bullet (RConstF_{i,0,t}, RConstF_{i,1,t}, ..., RConstF_{i,r-1,t})^T$. Máme
$MDS_{i,t} \bullet (SubsF_{i,0,t}^{*}(RK_{i-1,0,t}), SubsF_{i,1,t}^{*}(RK_{i-1,1,t}), ..., SubsF_{i,r-1,t}^{*}(RK_{i-1,r-1,t}))^T \oplus (0, 0, ..., 0)^T = MDS_{i,t} \bullet (SubsF_{i,0,t}(RK_{i-1,0,t}) \oplus a_{i,0,t}, SubsF_{i,1,t}(RK_{i-1,1,t}) \oplus a_{i,1,t}, ..., SubsF_{i,r-1,t}(RK_{i-1,r-1,t}) \oplus a_{i,r-1,t})^T = MDS_{i,t} \bullet (SubsF_{i,0,t}(RK_{i-1,0,t}), SubsF_{i,1,t}(RK_{i-1,1,t}), ..., SubsF_{i,r-1,t}(RK_{i-1,r-1,t}))^T \oplus MDS_{i,t} \bullet (a_{i,0,t}, a_{i,1,t}, ..., a_{i,r-1,t})^T = MDS_{i,t} \bullet (SubsF_{i,0,t}(RK_{i-1,0,t}), SubsF_{i,1,t}(RK_{i-1,1,t}), ..., SubsF_{i,r-1,t}(RK_{i-1,r-1,t}))^T \oplus (RConstF_{i,0,t}, RConstF_{i,1,t}, ..., RConstF_{i,r-1,t})^T = (RK_{i,0,t}, RK_{i,1,t}, ..., RK_{i,r-1,t})^T$, q.e.d.

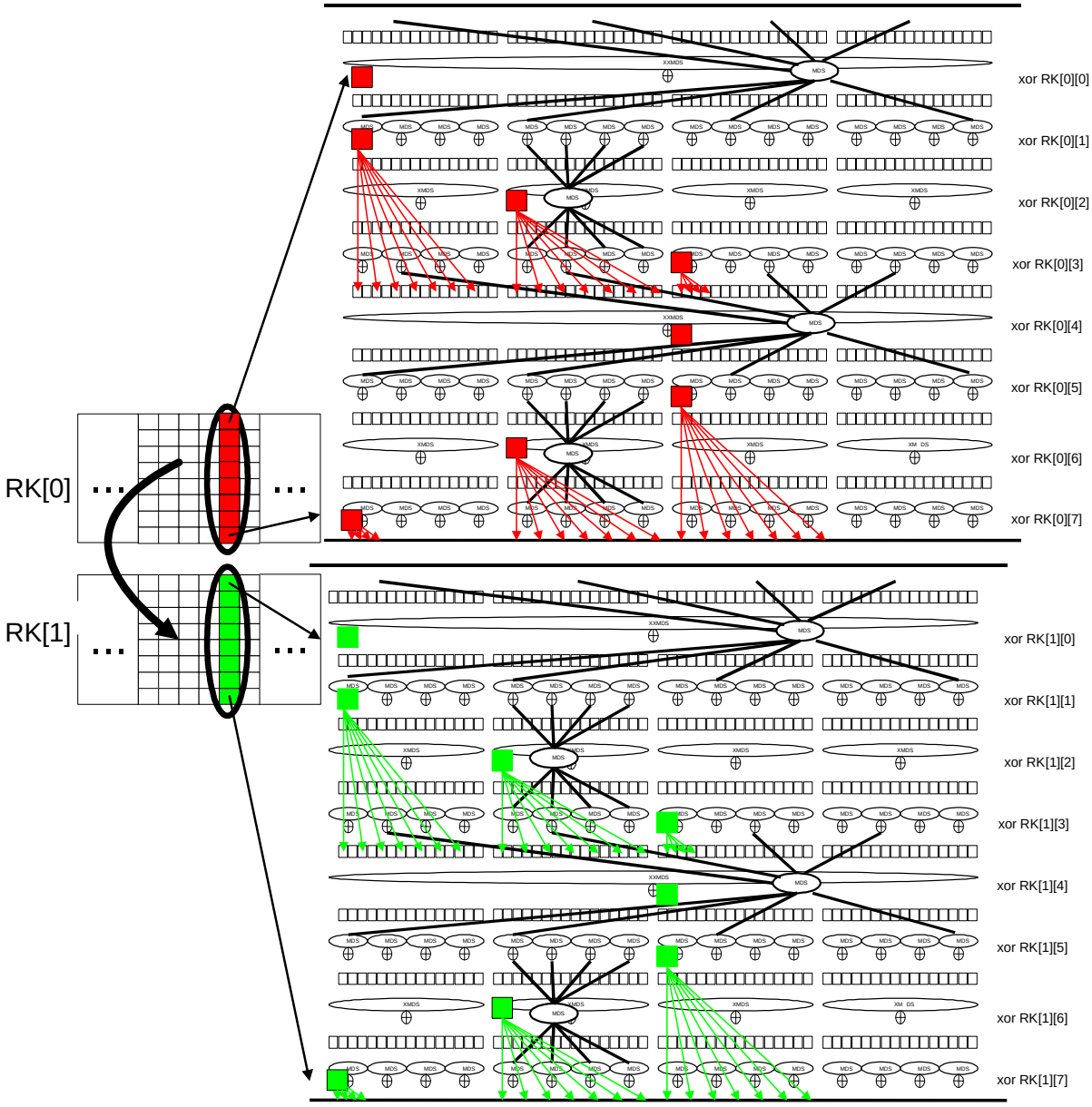
4.6 Závěrečná klíčová permutace KeyPerm

Ve funkci Φ je volitelná závěrečná klíčová permutace KeyPerm. Tato permutace není z bezpečnostního hlediska povinná, jejím cílem je zefektivnit difúzi rundovních klíčů uvnitř funkce Π. Protože změny v poli RK se šíří zvlášť ve sloupcích, cílem KeyPerm je změny v jednom sloupci pole rundovních klíčů promítnout do co největšího počtu různých boxů funkce Π. KeyPerm může být velmi jednoduchou permutací, například pouze cyklicky posune některé řádky v poli RK například takto: RK: RK[i][j][k] = RK[i][j][(k + shift_row_j)

mod c], viz obr. 8. Konkrétní definice KeyPerm závisí na konkrétní struktuře funkce Π, jak ukazuje obr. 9. Na obr. 9 například vidíme, že KeyPerm nemá smysl u těch rundovních klíčů, které se načítají po aplikaci (největší) matice XXXMDS. Tam promíchávání mezi největšími boxy zajišťuje sama matice.



Obr. 8: Příklad KeyPerm



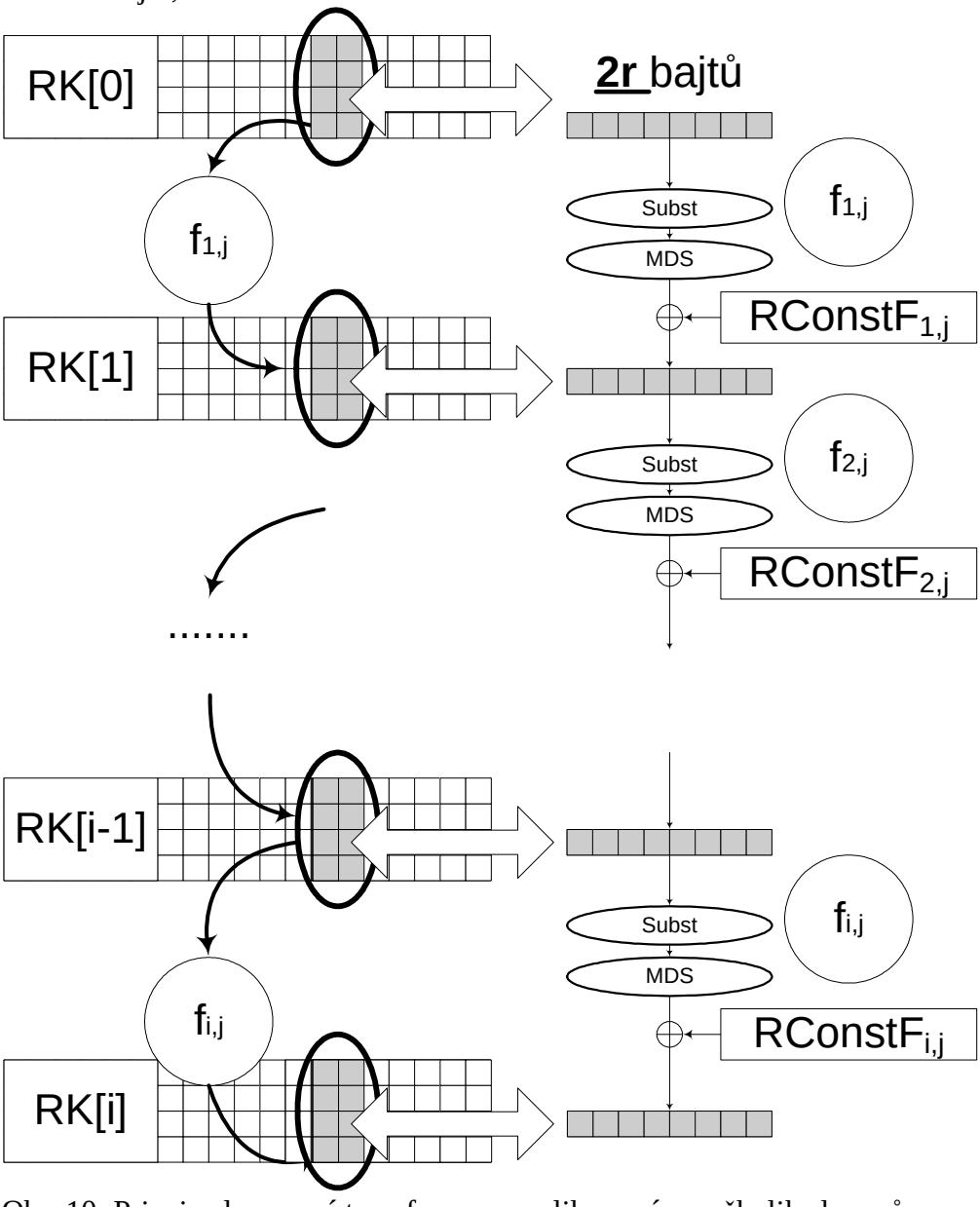
Obr.9: Příklad difúze s využitím závěrečné klíčové permutace

5. Double Net jako zesílený šifrovací algoritmus

DN byla konstruována pro použití s konstantním otevřeným textem jako náhodné orákulum v hašovací funkci ([Kl06]). V tomto případě se nazývá speciální bloková šifra.

Pokud budeme DN uvažovat s proměnným otevřeným textem, může být použita jako algoritmus pro šifrování. V tom případě má oproti klasickým blokovým šifrám výhodu silného zpracování klíče, což ji činí více odolnou proti budoucím útokům ze strany klíče.

DN jako algoritmus pro šifrování nebude mít obvykle tak dlouhý klíč jako v případě hašování, tj. pole r x c může být relativně malé a rozměr c (šířka otevřeného textu v bajtech) může být také relativně malý. Klasickým příkladem může být 128 bitová bloková šifra s 256 bitovým klíčem, tj. c = 16 a r = 2. Principy sloupcové transformace lze zachovat i tehdy, když sdružíme několik sousedních sloupců dohromady (na obrázku 10 jsou to dva sloupce) a chápeme je jako jeden "silnější" sloupec, na nějž aplikujeme sloupcovou transformaci F o délce 2r bajtů, viz obr. 10.



Obr. 10: Princip sloupcové transformace, aplikovaný na několik sloupců

6. Počet rund DN, varianty a rychlost hašování

6.1 Počet rund: 6 (10)

Kvalita substitučních boxů a rozměry pole rundovních klíčů použitých ve funkci Φ určí vztah mezi počtem rund a odhady odolnosti Φ proti DC a LC. Podobné odhady pro funkci Π zajistíme mnohem snadněji. Pro stanovení odolnosti počtu rund ve funkci Φ je také důležité, zda se DN použije pro hašování nebo pro šifrování. U šifrování mají odhady větší důležitost, u hašování nejsou metody LC a DC přímo využitelné klasickým způsobem, neboť klíč je známou konstantou. Počet rund závisí také na velikosti bezpečnostní rezervy. U funkce DN(512, 8182) jsme například stanovili počet rund 10 se stávajícími S-boxy. Pokud budou voleny S-boxy kvalitnější, může být počet rund snížen na 6.

6.2 Varianty DN

Podstatou sítě DN je, že klíče a, b, ..., z dílčích šifer součinové šifry $\Pi = B_z \bullet ... \bullet B_b \bullet B_a$ jsou samy vytvářeny kvalitní blokovou šifrou Φ. Se zvyšováním počtu rund se klíče (a, b, ...) a (...y, z) stávají nezávislými (náhodnými veličinami) neboť odpovídají vztahu otevřeného a šifrového textu blokové šifry Φ. Potom i blokové šifry (B_a, B_b , ...) a (...B_y, B_z) se stávají nezávislými (náhodnými) blokovými šiframi. Promíchání sloupců pole RK mezi sebou a s otevřeným textem zajistí funkce Π. Odolnost funkce $\Pi = B_z \bullet ... \bullet B_b \bullet B_a$ proti DC a LC bude obvykle zajištěna už při součinu několika velkých rund B. Proto můžeme v součinu $\Pi = B_z \bullet ... \bullet B_b \bullet B_a$ vynechat střední část a použít jen několik počátečních a několik koncových blokových šifer B, například tři a tři ($\Pi = B_z \bullet B_y \bullet B_x \bullet B_c \bullet B_b \bullet B_a$).

6.3 Rychlost hašování

Zde srovnáme rychlost hašovacích funkcí HDN(512, 8192) s SHA-256 a SHA-512 a Whirlpool. Tyto algoritmy jsou obsaženy ve veřejně dostupné knihovně Crypto++. Autorem je Wei Dei a zdrojové kódy i testy rychlosti lze nalézt na http://www.eskimo.com/~weidai/benchmarks.html. Všechny algoritmy v knihovně Crypto++ byly napsány v C++, kompilovány pomocí Microsoft Visual C++.NET 2003 (optimalizace celého programu na rychlost) a spuštěny na Pentium 4 (2.1 GHz) pod Windows XP SP 1. V následující tabulce uvádíme jejich vzájemné rychlosti a v další části tabulky pak rychlosti naší vlastní implementace SHA-256, SHA-512 a HDN(512, 8192). Uvedené testy vlastní implementace probíhaly na notebooku Acer (Pentium, 1.6 GHz) v OS Windows XP SP2, kompilace pod MS Visual C++ 6.0.

	knihovna Crypto++	Pentium 4 (2.1 GHz)	
Algoritmus	Testováno megabajtů	rychlost v MByte/s	
MD5	1002	216	
SHA-1	256	68	
SHA-256	256	**44**	
SHA-512	64	**11**	
Whirlpool	64	**12**	
	Vlastní implementace	Pentium, 1.6 GHz	

Algoritmus	Testováno megabajtů	rychlost v MByte/s	Varianta algoritmu HDN "tři + tři" $\Pi = B_z \bullet B_y \bullet B_x \bullet B_c \bullet B_b \bullet B_a$
SHA-256	64	32	
SHA-512	64	**17**	
HDN(512, 8192)-1	64	136	
HDN(512, 8192)-2	64	35	
HDN(512, 8192)-3	64	20	20.48
HDN(512, 8192)-4	64	14	15.70
HDN(512, 8192)-5	64	11	12.78
HDN(512, 8192)-6	64	**9.09**	**10.75**
HDN(512, 8192)-7	64	7.67	9.28
HDN(512, 8192)-8	64	6.65	8.15
HDN(512, 8192)-9	64	5.84	7.30
HDN(512, 8192)-10	64	**5.22**	**6.57**

Tab.: Porovnání rychlostí hašovacích algoritmů

Údaje v tabulce je třeba brát orientačně, neboť rychlost hašování velmi záleží na zvolené metodě a různých optimalizacích. Orientačně lze říci, že rychlost hašování HDN(512, 8192)-10 je třikrát pomalejší než SHA-512 (a Whirlpool) a rychlost hašování HDN(512, 8192)-6 je dvakrát pomalejší než SHA-512.

Protože 10 velkých rund jsme u HDN(512, 8192) zvolili jen pro zajištění odolnosti funkce Φ proti DC a LC a u funkce Π byla odolnost zajištěna i s rezervou již při 6 velkých rundách, můžeme v tomto případě použít také variantu "tři a tři", tj. $\Pi = B_z \bullet B_y \bullet B_x \bullet B_c \bullet B_b \bullet B_a$.

Výsledky měření ukazují, že HDN(512, 8192) není jen teoretická konstrukce, ale zcela prakticky využitelná hašovací funkce, která je jen 2-3krát pomalejší než SHA-512 a Whirlpool.

7. Závěr

V tomto příspěvku popisujeme rodinu speciálních blokových šifer DN a rodinu hašovacích funkcí HDN podle koncepce SNMAC [Kl06]. Ukazuje se, že to není jen teoretický koncept, ale použitelné funkce, jejichž rychlost je jen 2-3krát nižší než rychlost SHA-512 a Whirlpool.

U hašovací funkce má útočník možnost manipulovat všemi vstupy, zatímco klasická bloková šifra byla konstruována za předpokladu, že obsahuje nějaký prvek, který útočník nezná a neovládá (šifrovací klíč). Speciální blokovou šifru jsme museli konstruovat za předpokladu, že útočník její šifrovací klíč zná a že má možnost s ním libovolně manipulovat.

Základní myšlenka speciální blokové šifry DN je jednoduchá – oproti klasické blokové šifře věnuje zpracování klíče stejnou pozornost jako klasická bloková šifra věnovala zpracování otevřeného textu. Jedna SP síť tedy zajišťuje míchání klíče a druhá míchání otevřeného textu s klíčem.

Zároveň uvádíme myšlenku, že i klasické blokové šifry jako primitiva, určená k šifrování dat, by se měly v budoucnu konstruovat podobně jako speciální blokové šifry. O klíči se předpokládalo, že je neznámý útočníkovi a že s ním útočník nemůže manipulovat. Moderní technologie a rostoucí možnosti útočníků však ukazují, že tyto předpoklady nebudou stále více odpovídat skutečnosti. Jsou to útoky, které již částečně známe – útoky postranními kanály, útoky příbuznými klíči, pravoúhelníkové útoky apod. (viz například [Bi93], [Bi03], [Ki04], [Ho05], [Ki05], [Bi05], [Bi06]) a další útoky, které budou jistě teprve objeveny v dalších desetiletích. Všechny mají společné to, že původní předpoklad o neznalosti klíče protivníkem nebo o nemožnosti s ním manipulovat nějakým způsobem oslabují. Tyto útoky budou vznikat stále častěji s rozšiřováním kryptografických metod a prostředků, což dokládá vývoj v několika posledních desetiletích. Nová generace blokových šifer by proto měla být odolná i proti útokům ze strany klíče. Je otázkou dalšího výzkumu, zda speciální blokové šifry jsou tím správným východiskem. V každém případě by funkce zpracovávající klíč měly být v moderních blokových šifrách posíleny.

Dodatky

V příštím e-zinu Crypto-World 4/2007 budou uvedeny následující dodatky k této práci:

Dodatek A: Teorie SP sítí a jejich odolnost proti DC a LC
Dodatek B: Definice volitelných prvků speciální blokové šifry DN(512,8192)
Dodatek C: Popis volitelných prvků HDN(512, 8192)
Dodatek D: Zdrojové kódy DN(512, 8192) a HDN(512, 8192)
Dodatek E: Testovací hodnoty DN(512, 8192) a HDN(512, 8192)

Poděkování

Autor děkuje Tomáši Rosovi za mnoho užitečných připomínek k předchozím verzím příspěvku.

8. Literatura

[Bi93] E. Biham, New Types of Cryptanalytic Attacks Using Related Keys, Proceedings of EUROCRYPT **1993**, pp. 398-409, LNCS 765, 1993.
[Bi03] E. Biham, Orr Dunkelman, and Nathan Keller, Rectangle Attacks on 49-Round SHACAL-1, FSE **2003**, LNCS 2887, p. 22 ff.
[Bi94] E. Biham, *On Matsui's Linear Cryptanalysis*, Advanced in cryptology-EUROCRYPT'94, pp. 341-355, Springer-Verlag, **1994**.
[BiSh91a] E. Biham and A. Shamir, *Differential Cryptanalysis of DES-like Cryptosystem*, Journal of Cryptoloy, Vol.4, pp. 3-72, **1991**.
[BiSh91b] E. Biham and A. Shamir, *Differential Cryptanalysis of Snefru, Khafre, REDOC-II, LOKI and Lucifer*, Advanced in cryptology-CRYPTO'91, pp. 156-171, Springer-Verlag, **1991**.
[Bi05] Eli Biham, Orr Dunkelman, Nathan Keller: Related-Key Boomerang and Rectangle Attacks, EUROCRYPT **2005**, LNCS 3494, pp. 507–525, 2005.
[Bi06] Eli Biham, Orr Dunkelman, Nathan Keller: Related-Key Impossible Differential Attacks on 8-Round AES-192, CT-RSA **2006**, LNCS 3860, pp. 21–33, 2006.
[Da95] J. Daemen, Cipher and hash function design strategies based on linear and differential cryptanalysis, Doctoral Dissertation, March **1995**, K.U. Leuven.

[Ho00] Seokhie Hong, Sangjin Lee, Jongin Lim, Jaechul Sung, Donghyeon Cheon, and Inho Cho: Provable Security against Differential and Linear Cryptanalysis for the SPN Structure, FSE **2000**, LNCS, Vol. 1978, pp. 273 - 283
[Ho05] Seokhie Hong, Jongsung Kim, Sangjin Lee, Bart Preneel: Related-Key Rectangle Attacks on Reduced Versions of SHACAL-1 and AES-192, FSE 2005, LNCS 3557, pp. 368–383, **2005**.
[Chu03] K. Chun, S. Kim, S. Lee, S.H. Sung, and S. Yoon: Differential and linear cryptanalysis for 2-round SPNs, Information Processing Letters, Vol. 87 (**2003**), pp. 277 - 282.
[Ka01] Ju-Sung Kang, Seokhie Hong, Sangjin Lee, Okyeon Yi, Choonsik Park, and Jongin Lim: Practical and provable security against differential and linear cryptanalysis for substitution-permutation networks. *ETRI Journal*, 23(4):158–167, **2001**.
[Ki04] J. Kim, G. Kim, S. Hong, S. Lee and D. Hong, The Related-Key Rectangle Attack-Application to SHACAL-1, Proceedings of International Conference on Information Security and Privacy **2004**, LNCS 3108, pp. 123-136, Springer, 2004.
[Ki05] Kim J. , Biryukov A., Preneel B, Lee S.: On the Security of Encryption Modes of MD4, MD5 and HAVAL, Cryptology ePrint Archive: Report 2005/327, September - October **2005,** ICICS 2005, http://eprint.iacr.org/2005/327.pdf
[Kl06] V. Klima, A New Concept of Hash Functions SNMAC Using a Special Block Cipher and NMAC/HMAC Constructions, IACR ePrint archive Report **2006**/376, October, 2006, http://eprint.iacr.org/2006/376.pdf
[Kl06a] V. Klíma: Hašovací funkce nové generace SNMAC, Mikulášská kryptobesídka MKB 2006, Praha, Hotel Olympik, 7. – 8. prosinec **2006**, prezentace a text příspěvku viz domácí stránka projektu http://cryptography.hyperlink.cz/SNMAC/SNMAC_CZ.html.
[Kl07] V. Klíma: Rodina speciálních blokových šifer DN a hašovacích funkcí nové generace HDN typu SNMAC, IACR ePrint archive Report 2007/050 , February, **2007**, Testy funkcí DN a HDN v jazyce C, zdrojový kód speciální blokové šifry DN a hašovací funkce HDN viz domácí stránka projektu http://cryptography.hyperlink.cz/SNMAC/SNMAC_CZ.html.
[LaMa91] X. Lai, J. L. Massey and S. Murphy *Markov Ciphers and Differential Cryptanalysis*, Advances in Cryptology-EUROCRYPT'91, pp 17-38, Springer-Verlag, **1992**.
[Ma93] M. Matsui, *Linear cryptanalysis method for DES cipher*, Advanced in cryptology-EUROCRYPT' 93, pp. 386-397, Springer-Verlag, **1993**.
[Ma94] M. Matsui, *The first Experimental cryptanalysis of DES*, Advanced in cryptology-CRYPTO'94, pp. 1-11, Springer-Verlag, **1994**.
[NyKn92] K. Nyberg and L. R. Knudsen, *Provable security against a differential attack*, Advanced in cryptology-CRYPTO'92, pp. 566-574, Springer-Verlag, **1992**.
[Ny94] K. Nyberg, *Linear Approximation of block ciphers*, Advanced in cryptology-EUROCRYPT'94, pp. 439-444, Springer-Verlag, **1994**.
[PlDi05] James S. Plank, Ying Ding: "Note: Correction to the 1997 tutorial on Reed-Solomon coding", Software: Practice and Experience, Volume 35, Issue 2, pp. 189-194, **2005**, http://www.cs.utk.edu/~plank/plank/papers/SPE-9-97.html
[RiDa97] V. Rijmen, J.Daemen et al, *The cipher SHARK*, Proceedings of the fourth international workshop of Fast Software Encryption, pp. 137-151, Springer-Verlag, **1997**.
[Ro06] R. M. Roth, Introduction to Coding Theory, Cambridge University Press, **2006**, p. 148.
[Sa03] F. Sano, K. Ohkuma, H. Shimizu, and S. Kawamura: On the security of nested SPN cipher against the differential and linear cryptanalysis, IEICE Trans. Fundamentals, Vol. E86-A, No.1, January **2003**, pp. 37 - 46.

C. Najväčšia tma je pod lampou – STEGANOGRAFIA Časť II.

Roman Cinkais, VošonSpšo – IT, MFF UK
http://atrey.karlin.mff.cuni.cz/~cinky
e-mail: roman.cinkais@gmail.com

Obsah

4. Prehľad metód digitálnych nosičov

Existuje veľa spôsobov ako môže byť správa utajená v digitálnom médiu. Digitálni forenzní analytici sú oboznámení skoro so všetkými spôsobmi (Curran a Bailey 2003).

Informácie môžu byť skryté na hard disku na tajnej partícii. Tajnú partíciu nebude vidieť za normálnych okolností, aj keď konfigurácia disku a ostatné nástroje majú úplný prístup k tajnej partícii (Johnson et al. 2001). Táto teória je implementovaná v steganografickom systéme súborov ext2fs pre Linux. Skrytý systém súboru je obzvlášť zaujímavý, pretože chráni uživateľa od naviazanosti na istých informáciách na jeho hard disku (to znamená, že ma preddefinované isté práva, a k jeho súborom sa nikto nedostane, ak na to nemá právo). Táto forma možnej popierateľnosti umožňuje uživateľovi tvrdiť, že je vlastníkom niektorých informácií, alebo tvrdiť, že nejaká udalosť vôbec nenastala. Pod týmto systémom môžu uživatelia ukrývať súbory na disk, zaistiť diskrétnost obsahu súboru, a neporušiť neutajené súbory odstranením steganografického driveru (Anderson 1998; Artz 2001; McDonald a Kuhn 2000).

Ďalší digitálny nosič môže byť sieťový protokol TCP/IP, ktorý v súčasnosti podporuje každý systém. Napríklad utajený Transmission Control Protocol vytvára tajné komunikáčné kanály použitím identifikačného poľa v Internet Protocol paketoch alebo sekvencie číselného poľa v segmentoch Transmission Control Protocol (Johnson 2001; Rowland 1996).

Existuje niekoľko charakteristík zvuku, ktoré môžu byť zmenené tak, aby boli pre človeka nevnímateľné (z hľadiska sluchu), a tieto nepatrné zmeny, ako je napríklad malý posun vo fázovaní, rečovej kadencii, a frekvencii, môžu prenášať ukryté informácie (Curran and Bailey 2003).

Audio a obrázkové (image) súbory avšak stále zostávajú najlepším a najviac používaním nosičom média na internete, pretože potenciálne súbory už existujú, veľmi jednoducho sa transportujú pomocou internetu, je možnosť vytvoriť ľubovoľné množstvo nových nosičov

súborov, a človek má jednoduchý prístup k steganografickému softwaru, ktorý operuje s týmito nosičmi. Z tohto dôvodu sa budem v tomto dokumente zameriam na audio a image súbory.

Najviac používaná steganografická metóda v audio a image súboroch zahrňuje niektoré typy substitúcie najmenej významných bitov. Termín menej významný bit (least significant bit, LSB) pochádza z číselného významu bitov v bajte. Bit vysokého rádu alebo najviac významný bit je ten jeden s najväčšou aritmetickou hodnotou (napríklad 2^7=128), zatiaľ čo bit nízkeho rádu alebo najmenej významný bit je ten jeden s najnižšou aritmetickou hodnotou (napríklad 2^0=1).

Ako jednoduchý príklad substitúcie najmenej významného bitu si predstavte „ukrytie“ písmena „G“ do nasledujúcich 8 bitov nosiča súboru (najmenej významný bit je podčiarknutý):

1001010<u>1</u> 0000110<u>1</u> 1100100<u>1</u> 1001011<u>0</u>

0000111<u>1</u> 1100101<u>1</u> 1001111<u>1</u> 0001000<u>0</u>

‘G’ je reprezentované v ASCII (American Standard Code for Information Interchange) kóde ako binárny reťazec 01000111. Týchto 8 bitov môžeme vložiť do najmenej významného bitu z každého z 8 bajtov nosiča nasledovne:

1001010<u>*0*</u> 0000110<u>1</u> 1100100<u>*0*</u> 1001011<u>0</u>

0000111<u>*0*</u> 1100101<u>1</u> 1001111<u>1</u> 0001000<u>*1*</u>

V tejto ukážke bola v skutočnosti len polovica najmenej významných bitov zmenená. To dáva zmysel práve vtedy, ak jedna množina núl a jedničiek je nahradená inou množinou núl a jedničiek.

Substitúcia najmenej významného bitu sa môže používať na prepisanie pravého RGB kódovania alebo na prepísanie palety ukazateľov v GIF a BMP súboroch, koeficientov v JPEG, stupňa modulácie pulzov v audio súboroch. Prepisaním najmenej významého bitu sa číselná hodnota len nepatrne zmení, čo si človek s najmenšou pravděpodobnosťou všimne.

Táto substitúcia je jednoduchá, bežná technika pre steganografiu. Avšak jej využitie nie je nevyhnuteľne a dá sa použit jednoduchší algoritmus ako napríklad metóda na zvuk. Iba naivný steganografický software by len prepisoval každý najmenej významný bit ukrytých dát. Skoro všetky programy používajú na výber bitu v nosiči, ktorý bude modifikovaný, istú náhodnosť. To je jeden z faktorov, ktorý robí detekciu steganografie ťažkou.

Ďalší spôsob ako ukryť informáciu do palety obrázka je zmeniť poradie farieb v palete alebo použiť radšej kódovanie najmenej významného bitu na palete farieb ako na data obrázku. Tieto metódy su potenciálne slabé. Veľa nástrojov pre grafické softwary usporadúvajú farby v palete podľa ich frekvencie, jasu, a ostatných parametrov, a náhodne usporadúvajú paletu na výstupe podľa štatistickej analýzy (Fridrich and Du 2000).

Novšie, viac komplikované steganografické metódy sa stále vyvíjajú. Rozšírené steganografické metody sú analogické rozšírenému rádiovému prenosu (vyvinuté v druhej

svetovej vojne a súčasne používané v systémoch s datovou komunikáciou) kde je ‘energia‘ signálu rozšírená cez široko-frekvenčné spektrum radšej ako na jedinú frekvenciu, v snahe zťažiť detekciu a úmyselné rušenie signálu. Rozšírená steganografia má takú istú funkciu – vyhnúť sa detekcii. Tieto metódy sa opierajú o fakt, že malé narušenie obrazu a zvukového súboru je najmenej zistiteľné v častiach s vyššou energiou na nosiči (napríklad vysoká intenzita vo zvukovom súbore alebo jasné farby v image súbore) (Wayner 2002).

Obrázok 7. Príklad vloženia mapy letiska (prvý obrázok) do nosiča typu GIF (obrázok druhý) a do nosiča typu JPEG (tretí obrázok).

5. Príklad Steganografie

Uvedieme si jednoduchý príklad na priblíženie steganografickej techniky. Konkrétne sa budeme zaoberať vkladaním informácie do súboru typu BMP.

Každý text pozostáva z postupnosti jednotlivých znakov, ktoré sú jednoducho reprezentované pomocou jedného bajtu (ASCII kód).

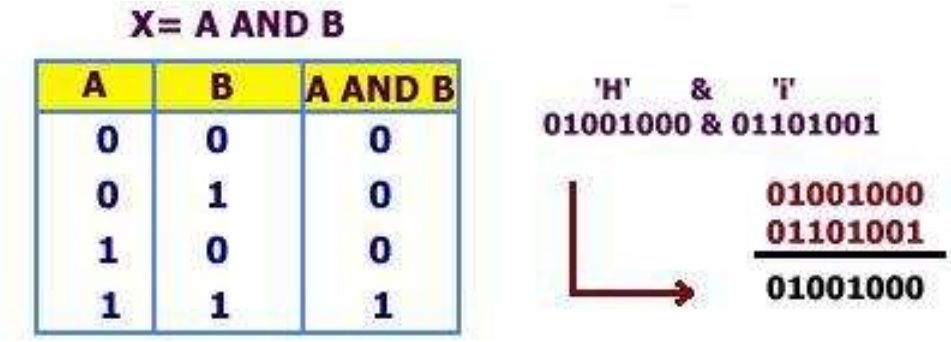
Príklad:

časť textu:	H	i		a	l	l
ASCII kód:	72	105	32	97	108	108
binárny kód:	01001000	01101010	00100000	01100001	01101100	01101100

Zjednodušená štruktúra BMP obrázka vyzerá takto:

HLAVIČKA	DATOVÁ ČASŤ

Pri vkladaní informácie si ešte objasníme funkciu bitového operátora **AND (&)**. Jeho význam je nasledovný:



Z obrázka je jasné, že ak obidva bity majú hodnotu 1, výsledok po aplikovaní operátora AND bude 1. V každom inom prípade to bude 0.

Teda máme dva bitové toky. Jeden tok reprezentuje dáta v obrázku a druhý reprezentuje našu ukrývanú informáciu. Nemusí to byť len text, môže to byť čokoľvek, čo sa dá reprezentovať binárnym kódom (napríklad iný obraz).

Na vkladanie informácie použijeme metódu LSB. O tejto metóde sme si niečo povedali už v úvode. Jedná sa o veľmi jednoduchý algoritmus, ktorý nahradzuje najmenej významné bity v dátovom toku obrazu bitmi utajovanej správy. Vo všeobecnom prípade to nemusí byť len najmenej významný bit, ale môžu to byť napríklad aj posledné dva najmenej významné bity atď.

Na každý bajt z dátovej časti obrazu aplikujeme tzv. **masku 254 (1111 1110)**. Ak máme ‘H’, teda ‘0100 1001’ a aplikujeme na to našu masku 1111 1110, jednoducho „zmažeme“ jedničku na konci binárneho kódu písmena ‘H’. To znamená, že sa aplikuje bitový operátor AND.

6. Algoritmus

Napíšeme si celý algoritmus, ako prebieha vkladanie informácie do obrazu vo formáte BMP:

1. „Hi“ ——> binárny kód **01001001 01101001**
2. časť dátovej časti BMP súbora
   11000100 10011001 10011100
   aplikujeme masku 254 (1111 1110)
   11000100 10011000 10011100
   substituujeme najmenej významne bity našou správou
   01001001 01101001
3. Po aplikovaní substitúcie dostanem výsledok
   11000100 10011001 10011100

Samozrejme, že do obrazu nemôžeme vkladať nekonečné množstvo bitov. Každý obraz má svoje obmedzenie na dĺžku vkladanej informácie, dané počtom farebných kanálov a hĺbkou farieb. Napríklad, ak máme obraz v truecolor, kde je každý pixel reprezentovaný troma kanálmi R, G, B, a má rozlíšenie 640 x 480, budeme mať k dispozícii 640x480x3 najmenej významných bitov na substitúciu.

Obdobné techniky sa využívajú pri vkladaní informácií aj do ostatných médií (nosičov). Jediná podmienka je to, kde si môžeme dovoliť meniť bity (bajty).

7. Referencie

Anderson, R., Needham, R., and Shamir, A. Steganographic file system. In: *Proceedings of the Second International Workshop on Information Hiding* (IH '98), Lecture Notes in Computer Science, vol. 1525. D. Aucsmith, ed., Portland, Oregon, April 14-17, 1998. Springer-Verlag, Berlin, Germany, 1998, pp. 73-82. Also available: http://www.cl.cam.ac.uk/ftp/users/rja14/sfs3.pdf

Arnold, M., Schmucker, M., and Wolthusen, S. D. *Techniques and Applications of Digital Watermarking and Content Protection*. Artech House, Norwood, Massachusetts, 2003.

Artz, D. Digital Steganography: Hiding data within data. *IEEE Internet Computing* (2001) 5(3):75-80. Also available: http://www.cc.gatech.edu/classes/AY2003/cs6262_fall/digital_steganography.pdf

Barni, M., Podilchuk, C. I., Bartolini, F., and Delp, E. J. Watermark embedding: Hiding a signal within a cover image, *IEEE Communications* (2001) 39(8):102-108.

Bauer, F. L. *Decrypted Secrets: Methods and Maxims of Cryptology*, 3rd ed. Springer-Verlag, New York, 2002.

Curran, K. and Bailey, K. An evaluation of image-based steganography methods. *International Journal of Digital Evidence* [Online]. (Fall 2003). Available: http://www.ijde.org/docs/03_fall_steganography.pdf

El-Khalil, R. Hydan [Online]. (December 30, 2003). Available: http://www.crazyboy.com/hydan/

Fridrich, J. and Du, R. Secure steganographic methods for palette images. In: *Proceedings of the 3rd Information Hiding Workshop*, Lecture Notes in Computer Science, vol. 1768. Dresden, Germany, September 1999. Springer-Verlag, Berlin, Germany, 2000, pp. 47-60. Also available: http://www.ws.binghamton.edu/fridrich/Research/ihw99_paper1.dot

Fries, B. and Fries, M. *MP3 and Internet Audio Handbook*. TeamCom Books, Burtonsville, Maryland, 2000.

Hosmer, C. and Hyde, C. Discovering covert digital evidence. *Digital Forensic Research Workshop* (DFRWS) 2003, August 2003 [Online]. (January 4, 2004). Available: http://www.dfrws.org/dfrws2003/presentations/Paper-Hosmer-digitalevidence.pdf

Johnson, N. F., Duric, Z. and Jajodia, S. *Information Hiding: Steganography and Watermarking: Attacks and Countermeasures*. Kluwer Academic, Norwell, Massachusetts, 2001.

Johnson, N. F. and Jajodia, S. Exploring steganography: Seeing the unseen, *Computer* (1998A) 31(2):26-34. Also available: http://www.jjtc.com/pub/r2026.pdf

Johnson, N. F. and Jajodia, S. Steganalysis of images created using current steganography software. In: *Proceedings of the Second International Workshop on Information Hiding* (IH '98), Lecture Notes in Computer Science, vol. 1525. D. Aucsmith, ed. Portland, Oregon, April 14-17, 1998. Springer-Verlag, Berlin, Germany, 1998B, pp.273-289. Also available: http://www.jjtc.com/ihws98/jjgmu.html

Kahn, D. Codebreakers: *The Story of Secret Writing*. Revised ed., Scribner, New York, 1996.

Kwok, S. H. Watermark-based copyright protection system security, *Communications of the ACM* (2003) 46(10):98-101.

McDonald, A. D. and Kuhn, M. G. StegFS: A steganographic file system for Linux. In: *Proceedings of the Third International Workshop on Information Hiding* (IH '99), Lecture Notes in Computer Science, vol. 1768. A. Pfitzmann, ed., Dresden, Germany, September 29-October 1, 1999. Springer-Verlag, Berlin, Germany, 2000, pp. 462-477. Also available: http://www.cl.cam.ac.uk/~mgk25/ih99-stegfs.pdf

Monash University. JPEG Image Coding Standard [Online]. (January 10, 2004). Available: http://www.ctie.monash.edu.au/emerge/multimedia/jpeg/

Provos, N. and Honeyman, P. Hide and seek: An introduction to steganography. *IEEE Security & Privacy* (2003) 1(3):32-44. Also available: http://niels.xtdnet.nl/papers/practical.pdf

Rey, R. F. (ed.). *Engineering and Operations in the Bell System*, 2nd. ed., AT&T Bell Laboratories, Murray Hill, New Jersey, 1983.

Rowland, C. H. Covert Channels in the TCP/IP Protocol Suite. *First Monday*, 1996 [Online]. (January 10, 2004). Available: http://www.firstmonday.dk/issues/issue2_5/rowland/ or http://www.guides.sk/psionic/covert/covert.tcp.txt

Seward, J. Personal communication, January 2004.

spam mimic [Online]. (December 29, 2003). Available: http://www.spammimic.com/

StegoArchive.com [Online]. (December 30, 2003). Available: http://www.stegoarchive.com/

Wayner, P. *Disappearing Cryptography: Information Hiding: Steganography & Watermarking*. 2nd. ed., Morgan Kaufmann, San Francisco, California, 2002.

Warchalking. Warchalking: Collaboratively creating a hobo-language for free wireless networking [Online]. (December 21, 2003). Available: http://www.warchalking.org/

D. Šifrování v MS Office

RNDr. Petr Tesař, PVT, a.s. (petr.tesar@pvt.cz)

V produktech MS Office byla historicky implementována ochrana obsahu dokumentů pomocí šifrování. V MS Office 95 byl uživatelský password (=klíč) periodicky načítán pomocí logické funkce XOR na vstupní otevřený text (dále též OT) resp. šifrový text (dále též ŠT) aby se získal ŠT resp. OT . Tato šifra je snadno prolomitelná i jen s tužkou a papírem.

V dalších verzích MS Office byla použita proudová šifra RC4. V ranných verzích, vzhledem k exportní politice USA v oblasti šifer, byla použita redukovaná verze klíče na 40 bitů. Např. na laptopu ASUS A6J (CPU=Intel Core2 Duo T5500, RAM=512 MB DDRII) je 40 bitový klíč metodou totálních zkoušek rozlomitelný do 12 hodin.

Když byla konečně uvolněna 128 bitová verze proudové šifry RC4, zdálo se, že takto zašifrované informace budou spolehlivě chráněny. Bohužel jak je uvedeno v práci:

Hongjun Wu: *The Misuse of RC4 in Microsoft Word nad Excel*
IACR Cryptology ePrint Archive, 2005/007

je nebezpečí kompromitace informací v těchto produktech velmi reálné. Problém je v tom, že pokud provedeme změnu v dokumentu, je tento šifrován, při stejném uživatelském klíči, stejným pracovním klíčem, protože je použit stále stejný inicializační vektor (IV). Lehce se potom může stát, že bude použit stejný úsek heslové posloupnosti na zašifrování dvou a více různých OT. A to je již klasická kompromitace, která je poměrně dobře luštitelná.

Typický příklad:

Alice napíše ve Wordu zprávu, kterou zašifruje RC4, Microsoft Strong Cryptographic Provider a zadá dlouhý silný uživatelský klíč. Zprávu zašle Internetem Bobovi, který zprávu opraví (např. něco doplní nebo vypustí), uloží se šifrováním pod stejným uživatelským klíčem a v zašifrované podobě ji pošle Internetem zpět. Narušitel Eva odchytí tyto dvě zprávy zašifrované kvalitní 128 bitovou šifrou. Narušitel Eva, vzhledem k fatální chybě firmy Microsoft, s vysokou pravděpodobností a poměrně snadno vyluští části textů od místa kde Bob provedl změnu.

Autor této zprávy ověřil, že tato chyba je bohužel i v MS Office 2003 ošetřených všemi dostupnými servisními balíčky (např. ve Wordu 2003 je otevřený/zašifrovaný text uložen od bytu číslo 2561, takže se každý může lehce přesvědčit). Autor původní zprávy hovoří o Wordech verze 2002, který je součástí kancelářského balíku MS Office XP, a starších produktech. Vzhledem k tomu, že autor této zprávy nemá zatím přístup k nejnovějšímu balíku MS Office 2007, není schopen referovat, zda tato flagrantní bezpečnostní chyba byla opravena v tomto kancelářském balíku firmy Microsoft. Pouze věří, že se tato chyba v nejnovějších MS Office 2007 již nevyskytuje.

E. O čem jsme psali v březnu 2000 – 2006

Crypto-World 3/2000

Crypto-World 3/2001

Crypto-World 3/2002

Crypto-World 3/2003

Crypto-World 3/2004

Crypto-World 3/2005

Crypto-World 3/2006

F. Závěrečné informace

1. Sešit

Crypto-World je oficiální informační sešit "Kryptologické sekce Jednoty českých matematiků a fyziků" (GCUCMP). Obsahuje články podepsané autory. Případné chyby a nepřesnosti jsou dílem P.Vondrušky a autorů jednotlivých podepsaných článků, GCUCMP za ně nemá odbornou ani jinou zodpovědnost.
Adresa URL, na níž můžete najít tento sešit (zpravidla 3 týdny po jeho rozeslání) a předchozí sešity GCUCMP, denně aktualizované novinky z kryptologie a informační bezpečnosti, normy, standardy, stránky některých členů a další související materiály:
http://crypto-world.info

2. Registrace / zrušení registrace

Zájemci o e-zin se mohou zaregistrovat pomocí e-mailu na adrese pavel.vondruska@crypto-world.info (předmět: Crypto-World) nebo použít k odeslání žádosti o registraci elektronický formulář na http://crypto-world.info. Při registraci vyžadujeme pouze jméno a příjmení, titul, pracoviště (není podmínkou) a e-mail adresu určenou k zasílání kódů ke stažení sešitu.
Ke zrušení registrace stačí zaslat krátkou zprávu na e-mail pavel.vondruska@crypto-world.info (předmět: ruším odběr Crypto-Worldu!) nebo opět použít formulář na http://crypto-world.info. Ve zprávě prosím uveďte jméno a příjmení a e-mail adresu, na kterou byly kódy zasílány.

3. Redakce

E-zin Crypto-World

Redakční práce:	Pavel Vondruška
Stálí přispěvatelé:	Pavel Vondruška
	Jaroslav Pinkava
Jazyková úprava:	Jakub Vrána
Přehled autorů:	http://crypto-world.info/obsah/autori.pdf
NEWS	Vlastimil Klíma
(výběr příspěvků,	Jaroslav Pinkava
komentáře a	Tomáš Rosa
vkládání na web)	Pavel Vondruška
Webmaster	Pavel Vondruška, jr.

4. Spojení (abecedně)

redakce e-zinu	ezin@crypto-world.info ,	http://crypto-world.info
Vlastimil Klíma	v.klima@volny.cz ,	http://cryptography.hyperlink.cz/
Jaroslav Pinkava	Jaroslav.Pinkava@zoner.cz ,	http://crypto-world.info/pinkava/
Tomáš Rosa	t_rosa@volny.cz ,	http://crypto.hyperlink.cz/
Pavel Vondruška	pavel.vondruska@crypto-world.info ,	http://crypto-world.info/vondruska/index.php
Pavel Vondruška,jr.	pavel@crypto-world.info ,	http://webdesign.crypto-world.info
Jakub Vrána	jakub@vrana.cz ,	http://www.vrana.cz/