Portál pre odborné publikovanie ISSN 1338-0087

Časový útok využívajúci cache kolízie na posledné kolo šifry AES

Loderer Marek · Informačné technológie, Študentské práce

27.02.2012

Medzi najúčinnejšie spôsoby, ktorými je možné kompromitovať šifry patria útoky na implementáciu šifier ako napríklad analýza postranných kanálov. Príspevok sa venuje neinvazívnemu pasívnemu útoku – analýze doby výpočtu šifry AES, softvérovo implementovanej v knižnici OpenSSL vo verziách 0.9.8a, 0.9.8b a 0.9.8k. Tieto verzie sa od seba líšia rôznym implementovaním posledného kola šifry AES, čo mení správanie sa cache pamäte, ktorá má značný vplyv na dobu výpočtu stavu šifry AES.

Využitím útokov publikovaných Josephom Bonneauom , v 2006, [1, 5], sa ukazuje, že útok má pre OpenSSL verzie 0.9.8c a novšie, vyššiu zložitosť, ktorá však stále nie je dostatočná. Preto, na potreby zabezpečenia odporúčame použiť protiopatrenia akými sú napríklad tzv. skrývanie a maskovanie. Pri útokoch využívajú slabinu pamäte cache. Dôležité sú znalosti o architektúre procesora použitého počítača, možnosť veľmi presne merať počet cyklov procesora pomocou inštrukcie RDTSC a možnosť poznať lokalizáciu T-boxov AES-u v pamäti.

1. Úvod

Útoky postrannými kanálmi boli experimentálne demonštrované proti viacerým kryptosystémom. Je to preto, že šifra nie je v skutočnosti len matematickou funkciou (1) – ideálny prípad, ale funkciou (2), kde t je pridaná informácia produkovaná fyzickou implementáciou. [1, str. 1]

$$E_K[PT] \rightarrow CT \quad (1)$$

$$E_K[PT] \rightarrow \{CT, t\} \quad (2)$$

Útok, ktorý bude popísaný využíva časový efekt cache kolízií, ktoré umožňujú zistiť vzťahy medzi bajtmi tajného kľúča. V rámci finálneho vyhodnotenia šifry Rijndael, sa NIST vyjadril, že operácie vo vyhľadávacích tabuľkách „nie sú zraniteľné, citlivé, pri časových útokoch“ a považoval Rijndael za najjednoduchší spomedzi finalistov schopný ubrániť sa útokom postrannými kanálmi. [1, str. 1, 2]

V porovnaní s predpoveďami NIST-u, sú z preštudovanej literatúry (Tab. 1) uvedené rôzne už uskutočnené útoky na šifru AES spolu s ich náročnosťou na počet vzoriek.

Tab. 1. Prehľad časových útokov [1, str. 2; 3, str. 5]

Autor útoku	Útok na kolo resp. kolá	Počet vzoriek	Výsledok
Bernstein	Prvé	$2^{27,5}$	Celý kľúč
Tsunoo et al.	-	2^{26}	Celý kľúč
Aciicmez	Dve	$2^{22,63}$	Celý kľúč
Osvik et al.	Dve	$2^{18,93}$	Celý kľúč
Bonneau et al.	Posledné	2^{15}	Celý kľúč
Bonneau et al.	Prvé	$2^{14,58}$	60 bitov
Bonneau et al.	Posledné (vylepšený)	2^{13}	Celý kľúč
Zhao et al.	Prvé	$2^{8,45}$	Celý kľúč
Osvik et al.	Dve	$2^{8,22}$	Celý kľúč
Neve	Posledné (neeliminačná metóda)	$2^{7,64}$	Celý kľúč
Zhao et al.	Dve	$2^{6,32}$	Celý kľúč
Neve	Posledné (eliminačná metóda)	$2^{4,32}$	Celý kľúč

2. Cache jej činnosť a štruktúra

Jadrom moderných počítačov a mobilných zariadení je procesor alebo mikroprocesor. Ten vykonáva inštrukcie a spracováva dáta programov a operačného systému. Dáta sú prenášané z pevného disku do operačnej pamäte. Problém je v tom, že hlavná pamäť nie je tak rýchla ako procesor (CPU). Ako prevencia proti neželanej čakacej dobe, existuje malá, zato rýchla pamäť pridaná k procesoru, nazývaná cache. Jej kapacita je malá v porovnaní s operačnou pamäťou. Výkon cache je dosiahnutý odlišným návrhom v porovnaní s operačnou pamäťou.

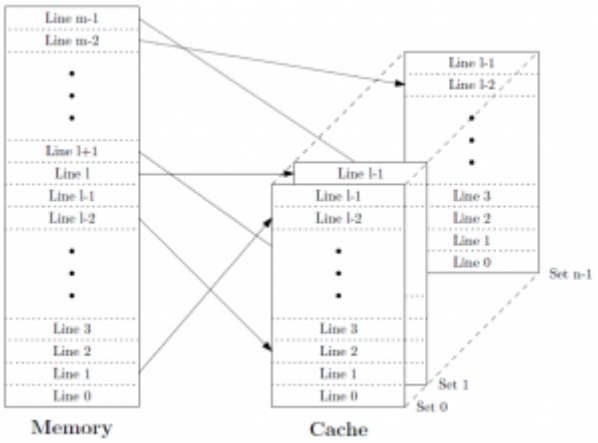
Cache je statická pamäť „Static Random Access Memory“ (SRAM). Pri tomto type je jeden bit a jeho inverzia uchovávaná dvomi krížovo – spojenými (cross-coupled) invertormi. Uložené údaje sa neobnovujú, indikuje to slovo static. Operačná pamäť je dynamická „Dynamic Random Access Memory“ (DRAM), kde je jeden bit uchovaný v kondenzátore. Údaje sa musia periodicky obnovovať, pretože informácia uložená v kondenzátore sa postupne stráca.

Kompromisom je malá cache pridaná k CPU. Tá zmierňuje časový odstup medzi operačnou pamäťou a CPU ukladaním dát, ktoré budú pravdepodobne čoskoro spracovávané. [2, str. 8] Cache je usporiadaná do 2^L cache lines (riadkov). Každý riadok uchováva 2^B bajtov. Teda veľkosť cache je 2^{L+B} bajtov. Asociatívna cache je rozdelená do S cache sets (setov). Každý set obsahuje W cache riadkov. Každý riadok má B bajtov. Teda veľkosť cache je S.W.B. Tieto hodnoty sa v Linuxe nachádzajú v nasledujúcich súboroch (príklad pre L1 cache):

```
/sys/devices/system/cpu/cpu0/cache/index0/.
./coherency_line_size    B
./number_of_sets         S
./ways_of_associativity  W
./size                   S.W.B
```

Ak CPU potrebuje nejaké dáta, najskôr skontroluje, či sú už v cache. Pre túto operáciu sa časť adresy, ktorá reprezentuje cache riadok, tzv. „tag“, porovnáva s hodnotami v tag-RAM. Ak je porovnávanie úspešné, dáta sú v cache. Toto je cache hit a dáta sú spracované bez prístupu do operačnej pamäti. V prípade, že nastal cache miss, sú dáta prenesené z operačnej pamäti a uložené do cache. Vždy je prenesený celý cache riadok. Trvá to viac hodinových cyklov, kým CPU môže spracovať dáta v porovnaní s prípadom cache hit.

Existujú techniky ako zlepšiť základný operačný mód a zlepšiť tak pomer cache hits a misses. Jednou metódou je „direct-mapped“ cache, ktorá je jednoduchá, rýchla, ale má veľký pomer cache misses. „Fully associative“ cache, ktorá však dlhšie porovnáva, ale má nízky počet cache misses. Kombináciou výhod predchádzajúcich metód je „n-way set associative“ cache. Má dobrý pomer cache hit a miss. Príklad takéhoto modelu je na obrázku (Obr. 1). [2, str. 8-9]



Obr. 1. Model „n-way set associative“ cache [2, str. 10]

Teda je zrejmé, že cache hit alebo miss môže vplývať na počet hodinových cyklov CPU alebo spotrebu energie. Pre bežné procesory cache hit trvá približne 3 cykly, kým cache miss 12 – 100 cyklov. Keď dva rôzne procesy pristúpia k dátam, ktoré sú mapované do rovnakého cache setu (resp. cache riadku) možno detegovať nižší počet cyklov. [3, str. 2]

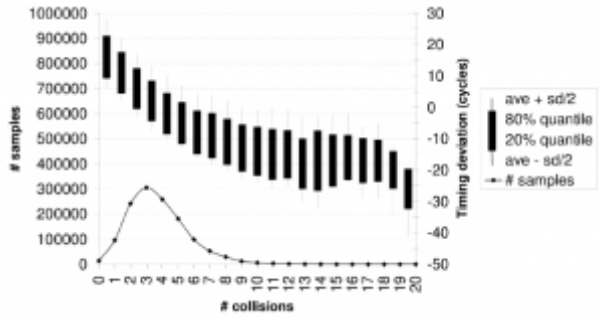
3. Cache kolízie

Veľkosť cache riadku sa pohybuje v rozmedzí 32B pre Pentium III a 64B, 128B alebo viac pre Pentium IV a AMD procesory. Veľkosť jedného prvku AES T-boxu sú 4 bajty. To znamená, že pre Pentium IV a Core 2 Duo sa podľa (3) $\delta = 16$. Teda 16 prvkov AES T-boxu zdieľa jeden cache riadok.

$$\delta = \frac{\text{velkost cache riadku}}{\text{velkost prvku v T-boxe}} = \frac{64}{4} = 16 \tag{3}$$

Preto pre bajty l_u a l_w , možno ignorovať posledných, najnižších, $\log_2\delta$ bitov. V tomto prípade sú to 4 bity. Nech $<l_u>4 = <l_w>4$ znamená, že l_u a l_w sa zhodujú v 4 najvýznamnejších bitoch (vo zvyšných 4 bitoch sa môžu líšiť). V tomto prípade vyhľadanie adresy l_u adresou l_w spôsobí cache hit. Ak $<l_u> \neq <l_w>$, potom l_w spôsobí cache miss. [1, str. 6]

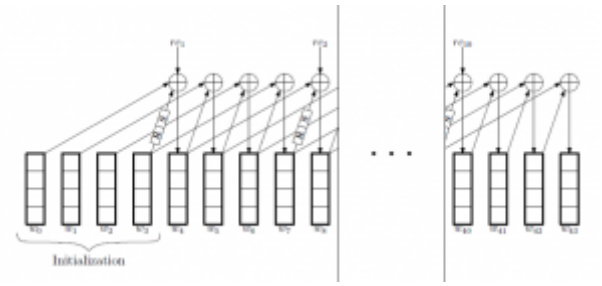
V prípade, že indexy $l_u = l_w$, hovoríme o tzv. priamom cache hit. V prípade, že platí $<l_u>4 = <l_w>4$, hovoríme o tzv. riadkovom cache hit. Na obrázku (Obr. 2) je znázornený vplyv počtu kolízií na počet cyklov. Ako môžeme vidieť pri počte kolízií menej ako 11 je jasná korelácia, kedy sa počet cyklov neznižuje na rozdiel od predchádzajúcich úvah. [1, str. 6]



Obr. 2. Vplyv počtu kolízií v poslednom kole na počet cyklov, Pentium III. [1, str. 7]

4. Generovanie kľúča

Algoritmus generovania podkľúčov (AGP) expanduje kľúč a tým generuje kľúče pre jednotlivé kolá. Pre AES-128b sa používa 11 kľúčov. Každý z týchto kľúčov je tvorený štyrmi štvorbajtovými slovami. Tajný kľúč sa použije na inicializáciu. Činnosť algoritmu znázorňuje obrázok (Obr. 3). [2, str. 21]



Obr. 3. Grafické znázornenie procesu generovania podkľúčov. [2, str. 22]

Pri generovaní podkľúčov sa používa S-box, cyklická rotácia bajtov o jeden bajt a rc_i, čo je kolová konštanta, resp. prvok z poľa $GF(2^8)$. Rovnice akým spôsobom sa generujú podkľúče sa nachádzajú v [2, str. 22].

5. Útok na posledné kolo

AES je bloková šifra typu SPN (substitučno-permutačná sieť). Využíva operácie AddRoundKey (operácia XOR), SubBytes (aplikácia S-boxu), ShiftRows (permutácia, posun riadkov) a MixColumns (prenásobenie maticou, lineárna operácia). Pri softvérovej implementácii sú operácie SubBytes, ShiftRows a MixColumns nahradené predpočítanými tabuľkami. Šifra v poslednom kole nepoužíva operáciu MixColumns.

Softvérová implementácia používa tabuľku T_4, ktorú tvorí S-box. V poslednom desiatom kole (pri AES-128b) sa používa 11. 16 bajtový blok kľúča. Princíp ako sa tvorí 176 bajtov kľúča bol uvedený v bode 4. Pretože AGP AES-u je konečný automat a ak poznáme celý stav kľúča môžeme sa pohybovať smerom dopredu aj dozadu. Táto vlastnosť AGP bola súčasťou originálneho návrhu šifry Rijndael. [1, str. 3]

Ak útočník dokáže obnoviť 16 bajtov kľúča z posledného kola, dokáže obnoviť originálny kľúč. Tento útok sa snaží využiť priame kolízie v poslednom kole. Posledné kolo sa realizuje podľa (4). [1, str. 8]

$$C = \left\{ \begin{array}{ll} T_4[x_0^{10}] \oplus k_0^{10}; & T_4[x_5^{10}] \oplus k_1^{10}; \\ T_4[x_{10}^{10}] \oplus k_2^{10}; & T_4[x_{15}^{10}] \oplus k_3^{10}; \\ T_4[x_4^{10}] \oplus k_4^{10}; & T_4[x_9^{10}] \oplus k_5^{10}; \\ T_4[x_{14}^{10}] \oplus k_6^{10}; & T_4[x_3^{10}] \oplus k_7^{10}; \\ T_4[x_8^{10}] \oplus k_8^{10}; & T_4[x_{13}^{10}] \oplus k_9^{10}; \\ T_4[x_2^{10}] \oplus k_{10}^{10}; & T_4[x_7^{10}] \oplus k_{11}^{10}; \\ T_4[x_{12}^{10}] \oplus k_{12}^{10}; & T_4[x_1^{10}] \oplus k_{13}^{10}; \\ T_4[x_6^{10}] \oplus k_{14}^{10};; & T_4[x_{11}^{10}] \oplus k_{15}^{10}; \end{array} \right\} \quad (4)$$

Kde C je výstupný zašifrovaný text, X je vstup pre dané kolo rozdelený na x_i^{10} a K je expandovaný tajný kľúč pre posledné kolo rozdelený na k_i^{10}. Dôležitým faktom je, že S-box je nelineárna permutácia všetkých 256 možností pre hodnotu jedného bajtu. Predpokladajme, že platí (5). Potom pri šifrovaní podľa (6) nastane cache hit.

$$x_u^{10} = x_w^{10};\ u, w \in \{0, .., 15\}; u \neq w \quad (5)$$

$$T_4[x_u^{10}] = T_4[x_w^{10}] \quad (6)$$

V tomto prípade sa to odrazí na kratšom čase šifrovania. Na tomto základe možno určiť vzťah medzi bajtmi kľúča podľa (7) a po úprave (8).

$$\Delta_{i,j} = T_4[x_u^{10}] \oplus k_i^{10} \oplus T_4[x_w^{10}] \oplus k_j^{10} = c_i \oplus c_j \quad (7)$$

$$\Delta_{i,j} = k_i^{10} \oplus k_j^{10} = c_i \oplus c_j \quad (8)$$

Existuje ešte prípad (9). Úspech útoku aj v tomto prípade, je zaručený samotnými vlastnosťami S-boxu. Spôsobuje to nelinearita S-boxu.

$$x_u^{10} \neq x_w^{10};\ u, w \in \{0, .., 15\}; u \neq w \quad (9)$$

V tomto prípade už (6) nenastane a zmení sa na (10). Preto už v danej podobe neplatí (7), a ani (8).

$$\begin{array}{c} T_4[x_u^{10}] = \alpha \\ T_4[x_w^{10}] = \beta \end{array} \quad (10)$$

Teraz už platí (11).

$$\gamma = \alpha + \beta = k_i^{10} \oplus k_j^{10} \oplus c_i \oplus c_j \quad (11)$$

Pretože α, β sú výsledkami S-boxu je hodnota γ rôzna od nuly. Indexy, ktoré budú vyhľadané v S-boxe produkujú α, β v podstate náhodne vzhľadom na kvalitu nelinearity S-boxu. Teda v prípade, že platí (5) nastane priamy cache hit, inak nastane vyhľadanie na dvoch v podstate náhodných pozíciách v T_4. [1, str. 8]

6. Zámer útoku

Zámerom útoku je uložiť zašifrované texty C s príslušným časom t do poľa s použitým tajným kľúčom K. Cieľom je zo známych hodnôt ci nájsť podľa (8) také hodnoty $\Delta_{i,j}$* pre každé i, j, kde i ≠ j tak, aby čas šifrovania bol menší ako je priemer pre všetky zašifrované texty. Potom také $\Delta_{i,j}$* vedú ku odhadom pre jednotlivé bajty tajného kľúča. S touto znalosťou môže útočník vytvoriť tzv. reťaz vzťahov. Ide v podstate o sústavu lineárnych rovníc kde sa modifikáciou jedného bajtu menia všetky bajty v danej reťazi. [1, str. 8]

Napríklad ak poznáme tri delty pre päť bajtov $\Delta_{0,3}$=0x10, $\Delta_{3,4}$=0xF0, $\Delta_{1,2}$=0xAF útočník nemusí prehľadávať všetkých $256_5 = 2_{40}$ možností, ale stačí prejsť len $256_2 = 2_{16}$ možností.

Útok je implementovaný v podobe konzolového programu aes_attack napísaný v jazyku C. Zdrojové súbory útoku pochádzajú zo zdroja [5]. Algoritmus najprv zašifruje 2^{20} otvorených textov. Pred každým šifrovaním sa vyčistí buď L1 alebo L2 cache. Na záver sa inkrementálnym spôsobom tieto dáta spracúvajú, pokiaľ sa nepodarí obnoviť správny tajný kľúč. [1, str. 16]

6.1. Algoritmy na odhadovanie kľúča

Útok využíva dva algoritmy pri odhadovaní kľúča. Prvým je „Random Walk“, ktorý je variantom lokálne optimalizovaného prehľadávania. Druhým je „Belief Propagation“, ktorý sa na základe pravdepodobnostnej aproximácie snaží dáta mapovať na normálne rozdelenie, kde sú stredné hodnota a štandardná odchýlka známe. Podrobnejšie informácie o činnosti týchto algoritmov sa nachádzajú v [1, str. 18].

7. Protiopatrenia

Cieľom je kompromis medzi bezpečnosťou a výkonom. Možnosťami sú napríklad konštantný čas, zahrievanie cache, bucketing alebo softvérové riešenia. Podrobnejšie informácie o týchto metódach sú uvedené v [2, str. 12-13]. Brickell et al. popísal niekoľko iných možností ako napríklad predčítanie tabuliek, použitie menších tabuliek a náhodnú permutáciu tabuliek pri každom šifrovaní. [1, str. 12]

7.1. Softvérové riešenia

Spôsobom ako sa brániť proti útokom postrannými kanálmi je modifikácia samotného hardvéru. Ďalším riešením je zamerať sa na samotnú softvérovú implementáciu. Výpočet v poslednom kole, ktorý produkuje štyri bajty výstupného stavu vyzerá nasledovne (12). [1, str. 12]

$$C_0 = \begin{array}{c} (T_4[x_0^{10}]\&0xFF000000)\oplus \\ (T_4[x_5^{10}]\&0x00FF0000)\oplus \\ (T_4[x_{10}^{10}]\&0x0000FF00)\oplus \\ (T_4[x_{15}^{10}]\&0x000000FF)\oplus \\ \{k_0^{10}, k_1^{10}, k_2^{10}, k_3^{10}, \} \end{array} \quad (12)$$

Zraniteľnosť posledného kola resp. T_4 možno znížiť opätovným použitím predchádzajúcich tabuliek T_0,...,T_3 podľa (13). [1, str. 12]

$$C_0 = \begin{array}{c} (T_3[x_0^{10}]\&0xFF000000)\oplus \\ (T_0[x_5^{10}]\&0x00FF0000)\oplus \\ (T_1[x_{10}^{10}]\&0x0000FF00)\oplus \\ (T_2[x_{15}^{10}]\&0x000000FF)\oplus \\ \{k_0^{10}, k_1^{10}, k_2^{10}, k_3^{10}, \} \end{array} \quad (13)$$

Ďalším riešením je použitie tabuľky T_4, ktorej prvky majú veľkosť len jeden bajt. Tu autor J. Bonneau podotýka, že: „Nie je žiadny zjavný dôvod prečo originálna implementácia používa tabuľku T_4 s prvkami veľkosti 4 bajty. Snáď len preto, aby bol kód zhodný s kódom predchádzajúcich kôl.“ [1, str. 13]. V tomto prípade sú operácie & nahradené posunmi nasledovne (14). [1, str. 13]

No formula provided C_0 = \begin{array}{c} (T_4[x_{0}^{10}] < (14)

Implementácia (14) zvyšuje hodnotu δ podľa (3). Teraz sa už δ = 64, čo znižuje pravdepodobnosť cache kolízií. Pre δ = 16 je pravdepodobnosť cache miss 40,51%, zatiaľ čo pre δ = 64 je to len 1,78%. [1, str. 13]

Počas sledovania vývoja implementácie AES v OpenSSL tvorcovia naozaj využili niektoré z navrhovaných možností. Preto už OpenSSL verzia 0.9.8.c pri šifrovaní vôbec nevyužíva tabuľka T_4. Tá je nahradená využitím predchádzajúcich tabuliek T_0,...,T_3. Pri dešifrovaní je tabuľka T_4 s prvkami veľkosti 4 bajty nahradená T4 s prvkami veľkosti 1 bajt. [4]

8. Výsledky meraní

Merania boli uskutočnené na dvoch rôznych platformách s hardvérovou konfiguráciou podľa (Tab. 2). Program bol spustený s použitím náhodne vygenerovaných tajných kľúčov, postupne používal 2^{15} vzoriek a každé meranie bolo zopakované 30 krát.

Tab. 2. Hardvérová konfigurácia

Atribút PC1 PC2 CPU Intel® Core™ 2 Duo T5750 @ 2,00GHz Intel® Celeron® @ 3,06GHz Veľkosť L1 cache 32kB 16kB Veľkosť L2 cache 2048kB 256kB Operačný systém Linux, Fedora 14, 32bit Linux, Fedora 14, 32bit

Prvý útok bol uskutočnený na OpenSSL v.0.9.8a. Dosiahnuté výsledky sú uvedené v tabuľke (Tab. 3).

Tab. 3. Výsledky útoku na verziu 0.9.8a

Počet vzoriek	Čistenie L1 cache		Čistenie L2 cache	
	PC1	PC2	PC1	PC2
Min	$2^{17,59}$	$2^{18,17}$	$2^{17,81}$	$2^{18,00}$
Max	$2^{18,70}$	$2^{19,86}$	$2^{18,91}$	$2^{19,32}$
Medián	$2^{18,00}$	$2^{19,17}$	$2^{18,32}$	$2^{18,64}$
Priemer	$2^{18,14}$	$2^{19,14}$	$2^{18,33}$	$2^{18,65}$

Druhý útok bol uskutočnený na OpenSSL v.0.9.8b. Táto a aj predchádzajúca verzia využívajú v poslednom kole vyhľadávaciu tabuľku T_4, kde sa výstupný stav počíta podľa (12). Dosiahnuté výsledky sú uvedené v tabuľke (Tab. 4).

Tab. 4. Výsledky útoku na verziu 0.9.8b

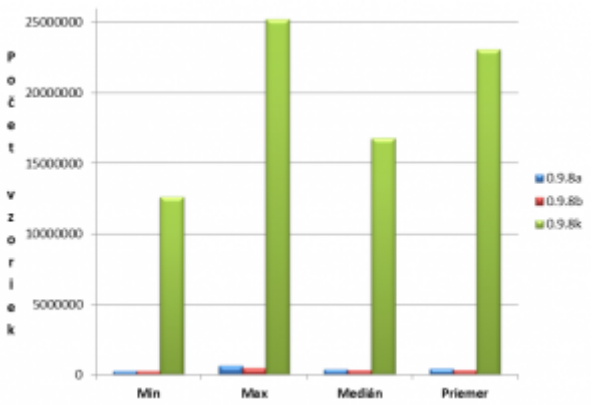
Počet vzoriek	**Čistenie L1 cache**	**Čistenie L2 cache**
	PC1	**PC2**
Min	$2^{17,32}$	$2^{18,00}$
Max	$2^{18,81}$	$2^{18,91}$
Medián	$2^{18,17}$	$2^{18,32}$
Priemer	$2^{18,01}$	$2^{18,35}$

Posledný útok bol realizovaný na OpenSSL v.0.9.8k, ktorá používa T_4 s prvkami veľkosti jeden bajt. Tu s výstup počíta podľa (14). Použitý bol ten istý algoritmus výpočtu ako pri predošlých útokoch.

Tab. 5. Výsledky útoku na verziu 0.9.8k

Počet vzoriek	**Čistenie L2 cache**
	PC1
Min	$2^{23,59}$
Max	$2^{24,59}$
Medián	$2^{24,00}$
Priemer	$2^{24,46}$

V grafe (Graf 1.) sú porovnané náročnosti na počet vzoriek pre útoky na jednotlivé verzie OpenSSL.



Graf 1. Porovnaní náročnosti na počet vzoriek

9. Zhrnutie

V porovnaní s údajom v (Tab. 1) sa počet vzoriek 2^{15} len málo odlišuje od tých, ktoré boli dosiahnuté na použitých počítačoch $2^{18,32}$ a $2^{18,64}$. Útok má podobnú náročnosť na počet vzoriek pre verziu 0.9.8a a 0.9.8b, pretože sa softvérové implementácie od seba výrazne nelíšia.

Pri útoku na verziu 0.9.8k, kde sa už nachádza iný AES T-box sa počet vzoriek zväčšil 40-50 násobne. Tento nárast je spôsobený znížením počtu cache misses v poslednom kole (v bode 7.1). Teda navrhované softvérové riešenia sú naozaj účinné a ako už bolo spomenuté v bode 7.1 autori OpenSSL ich skutočne aj využili.

Útoky vyžadujú znalosti o architektúre procesora použitého počítača, možnosť veľmi presne merať počet cyklov procesora pomocou inštrukcie RDTSC a možnosť poznať lokalizáciu T-boxov AES-u v pamäti. Námetom na ďalšiu prácu by mohlo byť podrobnejšie preštudovanie činnosti cache a CPU súčasných počítačov, použitie vylepšeného útoku na posledné kolo (Expanded Final Round Attack), ktorý tiež implementoval Joseph Bonneau v [1, 5].

10. Odkazy na literatúru

1. Bonneau, J., et. al., Cache-Collision Timing Attacks Against AES, [online], [citované 3.4.2011], Dostupné z http://citeseerx.ist.psu.edu/viewdoc/download?doi=10.1.1.165.7844&rep=rep1&type=pdf
2. Wienecke, M., Cache based Timing Attacks Embedded Systems, [online], [citované 3.4.2011], Dostupné z www.crypto.rub.de/imperia/md/content/texte/theses/ms wienecke.pdf
3. Zhao, X., et. al., Robust first two rounds access driven cache timing attack on AES, [online], [citované 3.4.2011], Dostupné z www.informatics.org.cn/doc/ucit200906/ucit20090605.pdf
4. OpenSSL, OpenSSL: Source, [online], [citované 23.4.2011], Dostupné z http://www.openssl.org/source/
5. Joseph Bonneau, Joseph Bonneeau – Research Projects, [online], [citované 3.4.2011], Dostupné z http://www.jbonneau.com/research.html

---

Spoluautorom článku je Ing. Marek Repka, Katedra aplikovanej informatiky a výpočtovej techniky, Fakulta elektrotechniky a informatiky, Slovenská technická univerzita, 812 19 Bratislava, Slovenská republika

---

Práca bola prezentovaná na Študentskej vedeckej a odbornej činnosti (ŠVOČ 2011) v sekcii Aplikovaná informatika, ISBN 978-80-227-3508-7