

SHA-3

L'ubomíra Balková

Úvod do kryptologie

10. dubna 2014

- “masová” kryptografie na nedokázaných principech
- prolomení je přirozená věc
- 2004 - prolomena MD5
- 2010 - konec platnosti SHA-1
- současný platný standard SHA-2 je 3krát pomalejší

- listopad 2007 - NIST (americký úřad pro standardizaci) soutěž na nový hašovací standard SHA-3
 - požadavky: rychlost (SHA-1 7,5 cyklu procesoru/byte, SHA-2 20 cyklů procesoru/byte), nároky na paměť (stovky bytů)
 - 64 algoritmů od 191 kryptologů (univerzity a elektronické giganty, ale i největší světoví výrobci z oblasti čipů) např. firmy: Microsoft, Sony, RSA, Intel, IBM, MIT, PGP, Hitachi, známá jména: Rivest, Schneier
 - Češi spojeni s 2 kandidáty: EDON-R (Aleš Drápal, Vlastimil Klíma, vlastník a vynálezce Danilo Gligoroski), BMW (vlastník-vynálezce Gligoroski-Klíma)
- červenec 2009 - vybráno 14 kandidátů: BLAKE, BLUE MIDNIGHT WISH, CubeHash, ECHO, Fugue, Grøstl, Hamsi, JH, Keccak, Luffa, Shabal, SHAvite-3, SIMD, Skein
- prosinec 2011 - vybráno 5 finalistů: BLAKE, Grøstl, JH, Keccak, Skein
- 2.10.2012 - vyhlášení vítěze: Keccak

14 kandidátů

64 bitový procesor, 256 bitový hašový kód, rychlost v cyklech/byte			64 bitový procesor, 512 bitový hašový kód, rychlost v cyklech/byte		
1	Blue Midnight Wish	7.55	1	Blue Midnight Wish	3.88
2	Skein	7.6	2	Skein	6.1
3	Shabal	8.03	3	Shabal	8.03
4	BLAKE	8.19	4	BLAKE	9.29
5	Keccak	10	5	CubeHash	11
6	CubeHash	11	6	SIMD	12
7	SIMD	11	7	SHA-512	12.59
8	Luffa	13.4	8	JH	16.8
9	SHA-256	15.34	9	Keccak	20
10	JH	16.8	10	Luffa	23.2
11	Groestl	22.2	11	Hamsi	25
12	Hamsi	25	12	Groestl	30.5
13	SHAvite-3	26.7	13	SHAvite-3	38.2
14	Fugue	28	14	ECHO	53.5
15	ECHO	28.5	15	Fugue	56

BMW = Blue Midnight Wish

- vznikla spoluprací Vlastimila Klímy na vylepšení Turbo-SHA Danila Gligorského a Sveina Knapskoga
- po roce práce (konec 2008) odeslána do soutěže NISTu
- pracovní název nejprve Blue Wish, pak ale autoři zjistili, že jde o registrovanou značku, když se po x -té o půlnoci blížili ke konečné variantě algoritmu, napadlo je Blue Midnight Wish

- požadavek: větší bezpečnost i rychlost \Rightarrow nutnost nových nápadů
- soustavy rovnic tvořené polynomy o mnoha neznámých (booleovské proměnné) nedovedeme řešit v polynomiálním čase
- ALE! spočítat hodnotu náhodného polynomu 32. stupně s proměnnými a_0, a_1, \dots, a_{31} a b_0, b_1, \dots, b_{31} , např.

$$a_0 * a_1 * \dots * a_{31} \oplus a_0 * b_0 * b_1 * b_2 * a_{12} \oplus \dots \oplus$$

je náročné na paměť i čas (\sim počtu $*$ a \oplus)

- existuje operace, kterou moderní procesory zvládají v 1 taktu (nejrychleji, jak je to možné), a přesto poskytuje 32 polynomů vysokých řádů najednou!

Operace ADD

- jedná se o operaci ADD (mod 2^{32})!
- označme $a_{31} \dots a_1 a_0$ binární zápis a a $b_{31} \dots b_1 b_0$ binární zápis b , $s_{31} \dots s_1 s_0$ binární zápis $s = a + b \text{ mod } 2^{32}$ a $c_{31} \dots c_2 c_1$ bity přenosu (carry), pak

$$s = (a_{31} \oplus b_{31} \oplus c_{31}, \dots, a_1 \oplus b_1 \oplus c_1, a_0 \oplus b_0)$$

$$c_1 = a_0 * b_0$$

$$c_2 = a_1 * b_1 \oplus a_1 * c_1 \oplus b_1 * c_1$$

$$c_3 = a_2 * b_2 \oplus a_2 * c_2 \oplus b_2 * c_2$$

...

$$c_{31} = a_{30} * b_{30} \oplus a_{30} * c_{30} \oplus b_{30} * c_{30}$$

- dosadíme jednotlivé výrazy pro bity přenosu do vyšších bitů:

$$c_1 = a_0 * b_0 \quad 1 \text{ term řádu } 2$$

$$c_2 = a_1 * b_1 \oplus a_1 * a_0 * b_0 \oplus b_1 * a_0 * b_0 \quad 1 \text{ term řádu } 2 \text{ a } 2 \text{ termy řádu } 3$$

- jedinou operací $a + b$ tak vznikne 32 polynomů, které dohromady obsahují přes 2 miliardy termů řádu 2 – 32

Termy v součtu 32-bitových čísel

term řádu	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	1231	Součet
bit cary															
c1			1												1
c2			1	2											3
c3			1	2	4	0									7
c4			1	2	4	8	0	0	0	0	0	0	0	0	15
c5			1	2	4	8	16	0	0	0	0	0	0	0	31
c6			1	2	4	8	16	32	0	0	0	0	0	0	63
c7			1	2	4	8	16	32	64	0	0	0	0	0	127
c8			1	2	4	8	16	32	64	128	0	0	0	0	255
c9			1	2	4	8	16	32	64	128	256	0	0	0	511
c10			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	0	0	1023
c11			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	2047
c12			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	4095
c13			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	8191
c14			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	16383
c15			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	32767
c16			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	65535
c17			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	131071
c18			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	262143
c19			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	524287
c20			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	1048575
c21			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	2097151
c22			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	4194303
c23			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	8388607
c24			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	16777215
c25			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	33554431
c26			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	67108863
c27			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	134217727
c28			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	268435455
c29			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	0	536870911
c30			1	2	4	8	16	32	64	128	256	512	1024	536870912	1073741823
														součet	2147483616

- používá jen operace ADD a XOR, operace bitových posunů a cyklických bitových posunů
- podobně vypadají všichni nejrychlejší kandidáti (požadavek na rychlost vedl logicky k využití operace ADD)

- iterativní princip a kompresní funkce
- padding = doplnění hašované zprávy na potřebný počet bitů, zarovnání na nejbližší násobek 512 nebo 1024 bitů (podle toho, zda jde o BMW256/BMW512, resp. SHA256/SHA512)

1 předzpracování

- doplň zprávu M jednoznačně definovaným způsobem o délku zprávy v bitech a doplněk
- rozděl zprávu na celistvý násobek N m -bitových bloků M_1, M_2, \dots, M_N
- nastav počáteční hodnotu průběžné haše $H_0 := IV$

2 výpočet haše

- for $i = 1$ to N

$$H_i := f(M_i, H_{i-1})$$

3 závěr

$H(M) :=$ definovaných n bitů z hodnoty H_N

- možnost nalezení multikolizí rychlejší než u náhodného orákula
 - u náhodného orákula složitost nalezení $r = 2^k$ multikolizí $2^{n(r-1)/r}$ operací, u SHA-2 pouze $k2^{n/2}$ (Joux)
- možnost nalezení kolize stejná jako u náhodného orákula ($2^{n/2}$ podle narozeninového paradoxu)
- náchylnost na útok prodloužením zprávy

- využita částí kandidátů na SHA-3
- navržena k řešení výše uvedených much Lucksem
- jde o zdvojnásobení šířky průběžné haše a výsledná haš je pak polovina průběžné haše
- k nalezení kolizí Jouxovým útokem je třeba $k2^n$ operací
- výpočet ale pak trvá cca. 4krát déle

Algorithm: BLUE MIDNIGHT WISH

Input: Message M of length l bits, and the message digest size n .

Output: A message digest $Hash$, that is n bits long.

1. Preprocessing

- (a) Pad the message M .
- (b) Parse the padded message into N , m -bit message blocks, $M^{(1)}, M^{(2)}, \dots, M^{(N)}$.
- (c) Set the initial value of the double pipe $H^{(0)}$.

2. Hash computation

For $i = 1$ to N

{

$$Q_a^{(i)} = f_0(M^{(i)}, H^{(i-1)});$$

$$Q_b^{(i)} = f_1(M^{(i)}, Q_a^{(i)});$$

$$H^{(i)} = f_2(M^{(i)}, Q_a^{(i)}, Q_b^{(i)});$$

}

3. $Hash = \text{Take}_n\text{-Least_Significant_Bits}(H^{(N)})$.

Obr.: Dvojnásobná (a lokálně dočasně čtyřnásobná) pumpa u BMW

- Security: We preferred to be conservative about security, and in some cases did not select algorithms with exceptional performance, largely because something about them made us 'nervous', even though we knew of no clear attack against the full algorithm.

- 2.10.2012 - vyhlášení vítěze: Keccak
- tým belgických a italských kryptografů (z hardwarových firem STMicroelectronics a NXP Semiconductors)
- zdůvodnění NISTu: elegantní návrh, bezpečnostní rezerva, přizpůsobivost, dobrý výkon obecně a výborný výkon v hardwaru
- jiná konstrukce než MD5, SHA-1, SHA-2 (největší výhoda)
- keccak.noekeon.org

- jednoznačná identifikace dat (zejména pro digitální podpisy)
- kontrola integrity (kontrola shody velkých souborů dat)
- ukládání a kontrola přihlašovacích hesel
- prokazování autorství
- prokazování znalosti
- autentizace původu dat
- nepadělatelná kontrola integrity
- pseudonáhodné generátory

Digitální otisk dat (digital fingerprint) nebo výťah zprávy (message digest)

- z velkých dat vytváří hašovací funkce jejich identifikátor (díky bezkoliznosti nejsme schopni nalézt jinou zprávu se stejnou haší)
- v řadě zemí stojí digitální otisky na úrovni otisků prstů pro identifikaci lidí, proto při digitálním podpisu zprávy stačí podepsat její haš

Ukládání přihlašovacích hesel

- místo hesel se ukládají jejich haše
- přihlašování do systému = výpočet haše a jeho porovnání s uloženou hodnotou
- haše neodhalují hesla, z nichž jsou vypočteny

Klíčovaný hašový autentizační kód HMAC

- hašováním zpracovává nejen zprávu M , ale i tajný klíč K
- použití:
 - nepadělatelné zabezpečení zpráv (útočník nemůže data měnit bez změny HMACu a ten bez tajného klíče nevypočte správně)
 - průkaz znalosti při autentizaci entit (dotazovatel odešle challenge, od prokazovatele obdrží $\text{HMAC}(\text{challenge}, K)$, útočník z odpovědi nezíská klíč K)
- značení $\text{HMAC-SHA-1}(M,K)$

Pseudonáhodné generátory

- chování jako náhodná orákula, změna 1 bitu na vstupu \Rightarrow změna každého výstupního bitu s pravděpodobností 50%
- PKCS#1 v.2.1(RSA Cryptography Standard) definuje MGF1 (Mask Generation Function)

$h(\text{seed}||0x00000001), h(\text{seed}||0x00000002), h(\text{seed}||0x00000003), \dots$

kde $0x$ hexadecimální vyjádření daného čísla

- standard pro podpisové schéma DSA definuje náhodný generátor

$$x_0 := K, x_{j+1} := h((K + 1 + x_j) \bmod 2^m),$$

kde K je počáteční vstup (klíč) a m délka bloku hašovací funkce h

Změna v kryptografických algoritmech, které jsou používány pro vytváření elektronického podpisu

Na základě aktuálních poznatků v oblasti kryptografie a dokumentu ETSI TS 102 176-1 V2.0.0 (ALGO Paper) Ministerstvo vnitra stanoví:

- Kvalifikovaní poskytovatelé certifikačních služeb ukončí vydávání kvalifikovaných certifikátů s algoritmem SHA-1 do 31. 12. 2009. Od 1. 1. 2010 budou tito poskytovatelé vydávat kvalifikované certifikáty podporující některý z algoritmů SHA-2.
- Zároveň je od uvedeného data stanovena minimální přípustná délka kryptografického klíče pro algoritmus RSA na 2048 bitů.