IT-Sicherheit

- Sicherheit vernetzter Systeme -

Kapitel 7: Kryptographische Hash Funktionen

Inhalt

- Def.: Kryptographische Hash-Verfahren
- Angriffe gegen One-Way Hash Funktionen
- Konstruktion von Hash-Funktionen
- Algorithmen:
  - MD4
  - MD5
  - Whirlpool

Kryptographische Hash-Funktionen: Grundlagen

- Hash-Funktionen bilden „Universum“ auf endlichen Bildbereich ab
- Hash-Funktion h sind **nicht** injektiv
- Bildbereich i.d.R. sehr viel kleiner als Universum
- Kollisionen möglich: $\exists x, y \in U : x \neq y \quad \wedge \quad h(x) = h(y)$

- Kryptographische Hash-Funktionen H:
  - Eingabe: beliebig langes Wort m aus dem Universum U
  - Ausgabe: Hash-Wert H(m) mit fester Länge
  - H soll möglichst kollisionsresistent sein

Einsatz kryptographischer Hash-Funktionen

- Integritätssicherung („Digitaler Fingerabdruck“):
  1. Alice erzeugt Nachricht m, berechnet H(m)=h und überträgt (m,h) an Bob (mindestens h muss gesichert werden, z.B. durch Verschlüsselung)
  2. Bob empfängt (m‘,h) und berechnet h‘=H(m‘)
  3. Falls h=h‘ kann davon ausgegangen werden, dass m=m‘, d.h. m wurde **nicht** verändert

- Digitale Signatur:
  - In der Praxis wird nicht die Nachricht m digital signiert
  - Stattdessen wird H(m) digital signiert {H(m)}
  - Übertragen wird dann (m,{H(m)})
  - Empfänger kann Quelle der Nachricht zweifelsfrei feststellen
  - Empfänger kann Integrität der Nachricht belegen

Def. Kryptographische Hashfunktion

- Schwache Hash-Funktion H:
  1. H besitzt die Eigenschaften einer Einwegfunktion
  2. Hash-Wert H(m) = h mit |h|=k ist bei gegebenem m einfach zu berechnen
  3. Bei gegebenem h = H(m) für $m \in A_1^*$ ist es praktisch unmöglich ein m‘ zu finden mit:

     $$m' \neq m,\ m' \in A_1^* \ \wedge\ H(m') = h$$

- Starke Hash-Funktion H:
  1. H ist eine schwache Hash-Funktion
  2. Es ist praktisch unmöglich eine Kollision zu finden, d.h. ein Paar verschiedene Eingabewerte m und m‘ mit:

     $$m' \neq m,\ m, m' \in A_1^* \ \wedge\ H(m) = H(m')$$

Birthday Attack auf One-Way Hash Funktionen

- Wie viele Personen brauchen Sie, damit mit Wahrscheinlichkeit p > 0,5 eine weitere Person mit Ihnen Geburtstag hat?
  - Antwort: 253
- Wie viele Personen brauchen Sie, damit mit Wahrscheinlichkeit p > 0,5 zwei Personen am selben Tag Geburtstag haben
  - Antwort: 23
- Wie können Sie dieses Wissen für Angriffe gegen Hash-Funktionen nutzen?
- Eine Kollision zu finden ist deutlich einfacher als zu einem gegebenen Hash-Wert einen passenden Text.

Birthday Attack: Vorgehensweise

1. Alice sichert mit einem m-Bit langen Hash eine Nachricht M.
2. Mallet erzeugt 2^(m/2) Variationen der Nachricht M

- Die Wahrscheinlichkeit für eine Kollision ist größer 0,5.

- Wie können 2^(m/2) Variationen erzeugt werden?
  - Z.B. Einfügen von „Space – Backspace – Space“ Zeichen zwischen Wörtern
  - Wörter durch „Synonyme“ ersetzen
  - .....

Beispiel für einen Brief mit 2^37 Variationen

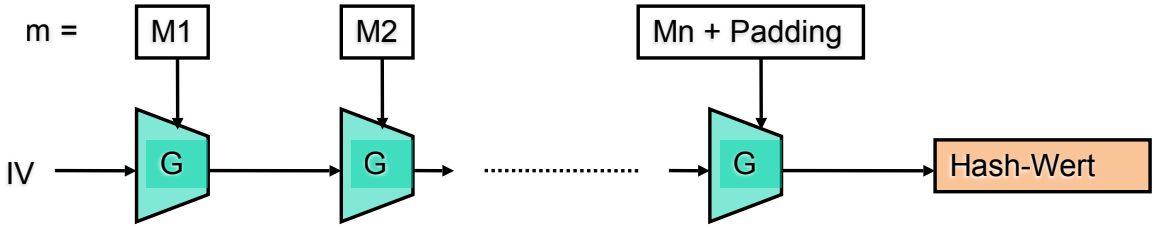
- [Stal 98]

Dear Anthony,

{This letter is / I am writing} to introduce {you to / to you} {Mr. / --} Alfred {P. / --}
Barton, the {new / newly appointed} {chief / senior} jewellery buyer for {our / the}
Northern {European / Europe} {area / division}. He {will take / has taken} over {the / --}
responsibility for {all / the whole of} our interests in {watches and jewellery / jewellery and watches}
in the {area / region}. Please {afford / give} him {every / all the} help he {may need / needs}
to {seek out / find} the most {modern / up to date} lines for the {top / high} end of the
market. He is {empowered / authorized} to receive on our behalf {samples / specimens} of the
{latest / newest} {watch and jewellery / jewellery and watch} products, {up / subject} to a {limit / maximum}
of ten thousand dollars. He will {carry / hold} a signed copy of this {letter / document}
as proof of identity. An order with his signature, which is {appended / attached}
{authorizes / allows} you to charge the cost to this company at the {above / head office}
address. We {fully / --} expect that our {level / volume} of orders will increase in
the {following / next} year and {trust / hope} that the new appointment will {be / prove}
{advantageous / an advantage} to both our companies.

Konstruktion kryptographischer Hash Funktionen

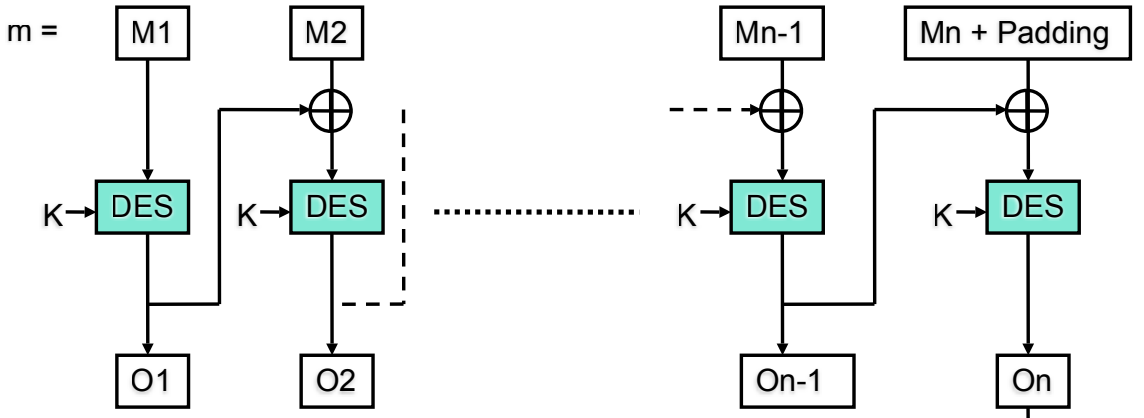
- Folge von Kompressionsfunktionen G
- Nachricht m wird in Blöcke Mi mit fester Länge zerlegt
- Hash Verfahren wird mit Initialisierungswert IV vorbelegt



- Letzter Block Mn muss ggf. auf vorgegebene Länge „aufgefüllt“ werden (Padding)
- Als Kompressionsfunktion G können verwendet werden:
  - Hashfunktionen auf der Basis symmetrischer Blockchiffren
  - Dedizierte Hash-Funktionen

DES als Kompressionsfunktion

- DES im Cipher Block Chaining (CBC) Mode



- Letzter Output Block ist Hash-Wert
- Länge des Hash?

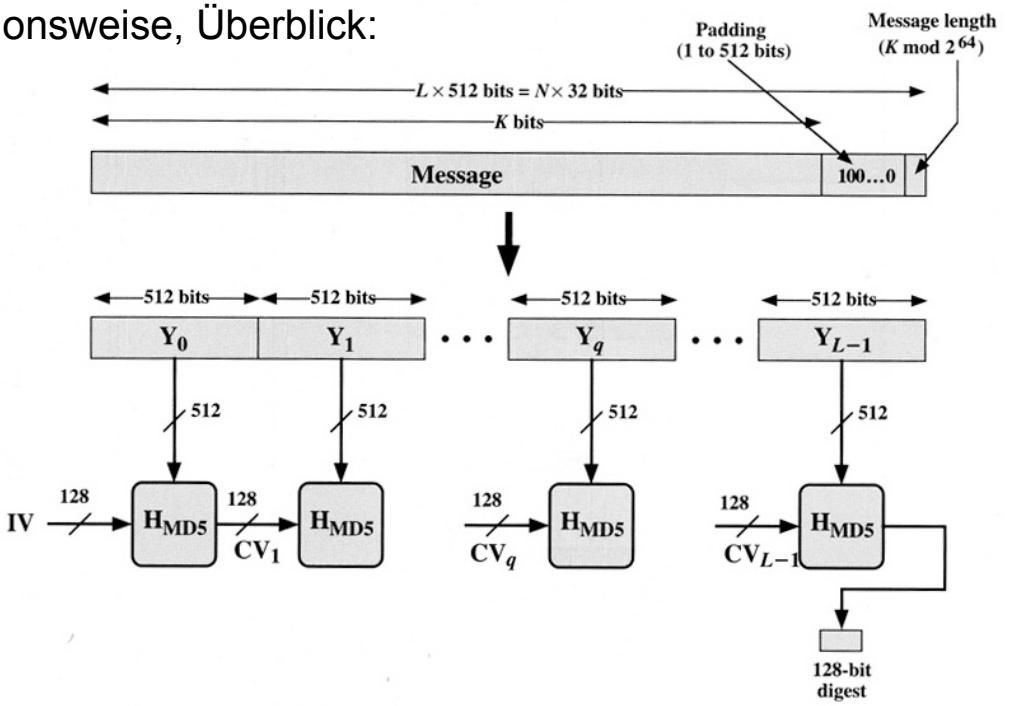
64 Bit

Hash-Funktionen: MD4

- Entwickelt von Ron Rivest: MD4 = Message Digest Nr. 4
- Design-Kriterien:
  - Kollisionsresistenz: Es gibt kein besseres Verfahren als Brute Force um zwei Nachrichten mit demselben MD4 Hash zu finden
  - Direkte Sicherheit: MD4 basiert auf keinerlei (Sicherheits-)Annahmen wie z.B. dem Faktorisierungsproblem
  - Geschwindigkeitsoptimiert für Software Implementierungen
  - Bevorzugt Little Endian 32 Bit Architekturen (Intel)
  - Einfach und Kompakt
- Erfolgreiche Angriffe
  - Boer und Bosselaers brechen die beiden letzten Runden der insges. drei
  - Merkle greift erfolgreich die ersten beiden Runden an
  - Angriff auf alle 3 Runden gelingt nicht
- Trotzdem: Rivest verbessert MD4; Ergebnis MD5

Hash-Funktionen: MD5

- Länge 128 Bit, arbeitet auf 512 Bit Blöcken
- Funktionsweise, Überblick:

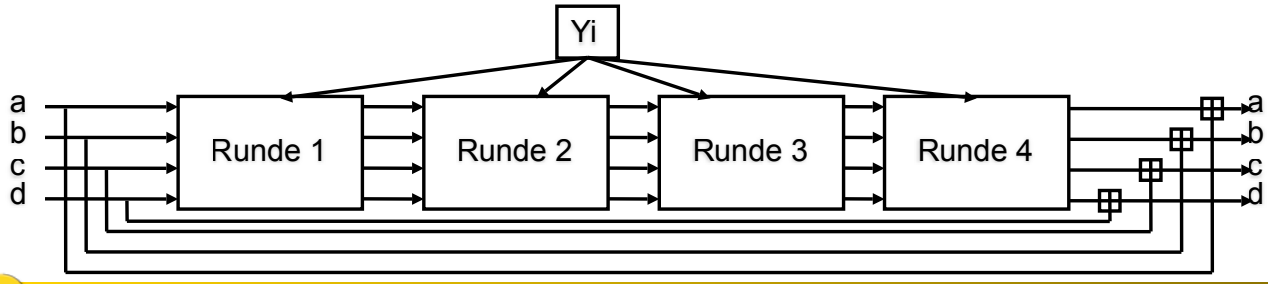


MD5 Ablauf

1. Padding Bits der Nachricht hinzufügen
2. Länge der Originalnachricht (mod 2^64) anfügen
3. Nachricht in 512 Bit Blöcke aufteilen
4. Initialisierung von 32 Bit-Variablen:

   A = 0x01234567 C = 0xFEDCBA98

   B = 0x89ABCDEF D = 0x76543210
5. Zuweisung a=A, b=B, c=C, d=D
6. Kompressionsfunktion H_{MD5} angewendet auf jeden (Teil-)Block



MD5 Kompressionsfunktion (1)

- 4 Runden mit je einer nichtlinearen Funktion

$$F(X,Y,Z) = (X \wedge Y) \vee ((\neg X) \wedge Z)$$
$$G(X,Y,Z) = (X \wedge Z) \vee (Y \wedge (\neg Z))$$
$$H(X,Y,Z) = X \oplus Y \oplus Z$$
$$I(X,Y,Z) = Y \oplus (X \vee (\neg Z))$$

  - Funktionen so gewählt, dass korrespondierende Bits von X, Y, Z und dem Ergebnis unabhängig voneinander sind
- In jeder Runde wird die Funktion 16 mal auf einen 32 Bit Teilblock Mj von Yi wie folgt angewendet

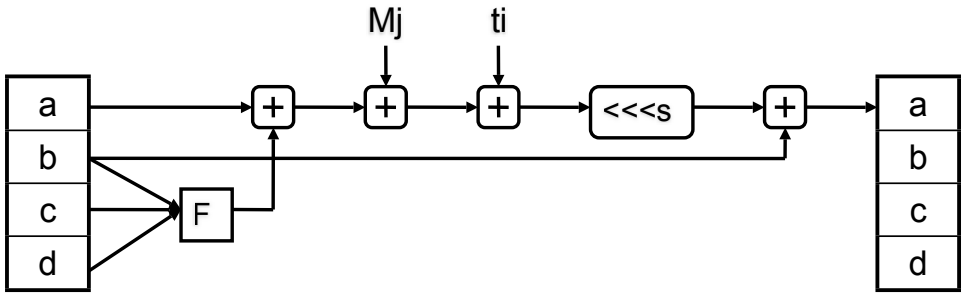
$$FF(a,b,c,d,M_j,s,t_i): \quad a = b + ((a + F(b,c,d) + M_j + t_i) <<< s)$$
$$GG(a,b,c,d,M_j,s,t_i): \quad a = b + ((a + G(b,c,d) + M_j + t_i) <<< s)$$
$$HH(a,b,c,d,M_j,s,t_i): \quad a = b + ((a + H(b,c,d) + M_j + t_i) <<< s)$$
$$II(a,b,c,d,M_j,s,t_i): \quad a = b + ((a + I(b,c,d) + M_j + t_i) <<< s)$$

MD5 Kompressionsfunktion (2)

- $FF(a,b,c,d,M_j,s,t_i): \quad a = b + ((a + F(b,c,d) + M_j + t_i) <<< s)$
  - + bezeichnet Addition modulo 2^32
  - $t_i = 2^{32} abs(\sin(i))$ mit i Grad im Bogenmaß; 0 <= i < 64 (i über 4 Runden)
  - <<< s bezeichnet zirkulären Shift um s Bits
  - Auswahl des Teilblocks Mj

Runde 1	Natürliche Ordnung	Runde 3	$(5+3i) \bmod 16$
Runde 2	$(1+5i) \bmod 16$	Runde 4	$7i \bmod 16$

- Beispiel: Elementarer Schritt in Runde 1



MD5: Rundenfunktion; 4 Runden mit 64 Schritten

- Runde 1:
  1. FF(a, b, c, d, M0, 7, 0xd76aa478)
  2. FF(d, a, b, c, M1, 12, 0xe8c7b756)
  3. FF(c, d, a, b, M2, 17, 0x242070db)
  4. FF(b, c, d, a, M3, 22, 0xc1bdceee)

- Runde 4:

  60. II(a, b, c, d, M4, 6, 0xf7537e82)
  61. II(d, a, b, c, M11, 10, 0xbd3af235)
  62. II(c, d, b, a, M2, 15, 0x2ad7d2bb)
  63. II(b, c, d, a, M9, 21, 0xeb86d391)

Sicherheit von MD5

- Differentielle Kryptanalyse auf MD5 mit nur einer Runde [Bers 92]:
  - Für jede der 4 Runden einzeln möglich
  - Angriff auf alle 4 Runden konnte nicht gezeigt werden
- Pseudokollision [BoBo 93]:
  - Zwei verschiedene Variablenbelegungen von a,b,c,d führen für verschiedene Inputblöcke zum gleichen Outputblock
  - Im Moment scheint eine Erweiterung des Ansatzes zu einem allgemeinen Angriff nicht möglich
- Erzeugung einer Kollision in der Kompressionsfunktion [Dobb 96]:
  - Zwei 512 Bit Blöcke produzieren den selben 128 Bit Output
  - Bis dahin gefährlichster bekannter Angriff
  - Bisher kein Mechanismus zur Generalisierung des Angriffs auf gesamten MD5 mit IV gefunden

Sicherheit von MD5 (Forts.)

- Kollision gefunden [Wang,Feng,Lai,Yu 2004]:
  - $MD5(M,N_i) = MD5(M',N_i')$
  - M und M' zu finden dauert ca. eine Stunde (IBM P690)
  - danach N_i und N_i' zu finden 15 Sek. bis 5 Minuten
  - funktioniert mit beliebigen Intialisierungsvektor IV
- In der Arbeit werden auch Kollisionen für MD4, HAVAL-128 und RIPEMD-128 angegeben
- Kollision in X.509 Zertifikat gefunden (Kollsion in den Schlüsseln) [de Weger 2005]
- Kollision in X.509 Zertifikat mit unterschiedlichen Identitäten [Stevens, Lenstra, de Wegener 2006/2007]

➡ MD5 (und SHA-1) nicht mehr verwenden!

➡ Algorithmen mit längeren Hash-Werten verwenden: z.B. SHA-224, SHA-256, SHA-384, SHA-512. Whirlpool, o.ä.

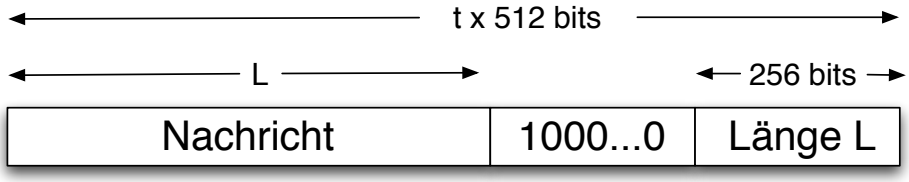
Whirlpool Hashing Funktion

- Entwickelt von P. Barreto und V. Rijmen
- im Rahmen des europäischen NESSI (New European Schemes for Signatures, Integrity, and Encryption) entwickelt
- Struktur sehr ähnlich zu AES, bzw. Rijndael
- 512 Bit lange Hashes bei max. Nachrichtenlänge v. 2^{256} Bits
- Design-Ziele:
  - Kollision zu finden benötigt $2^{n/2}$ Whirlpool Operationen
  - Zu gegebenen Hash h eine Nachricht x zu finden mit h = H(x) benötigt 2^n Whirlpool Operationen
  - Zu gegebenen Hash h und geg. Nachricht m eine Nachricht x zu finden benötigt 2^n

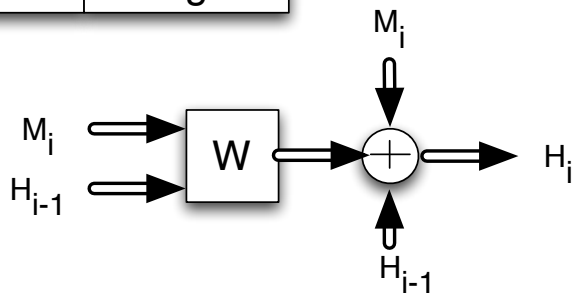
Whirlpool: Überblick

- Whirlpool (WP(m)) arbeitet auf 512 Bit langen Teilblöcken M_i
- Verwendet Block Chiffre W
- Arbeitet intern mit 8x8 Byte Matrix CState

1. Expansion von m auf ein Vielfaches von 512 Bit; Aufteilen in Nachrichtenblöcke M_0 bis M_{t-1}

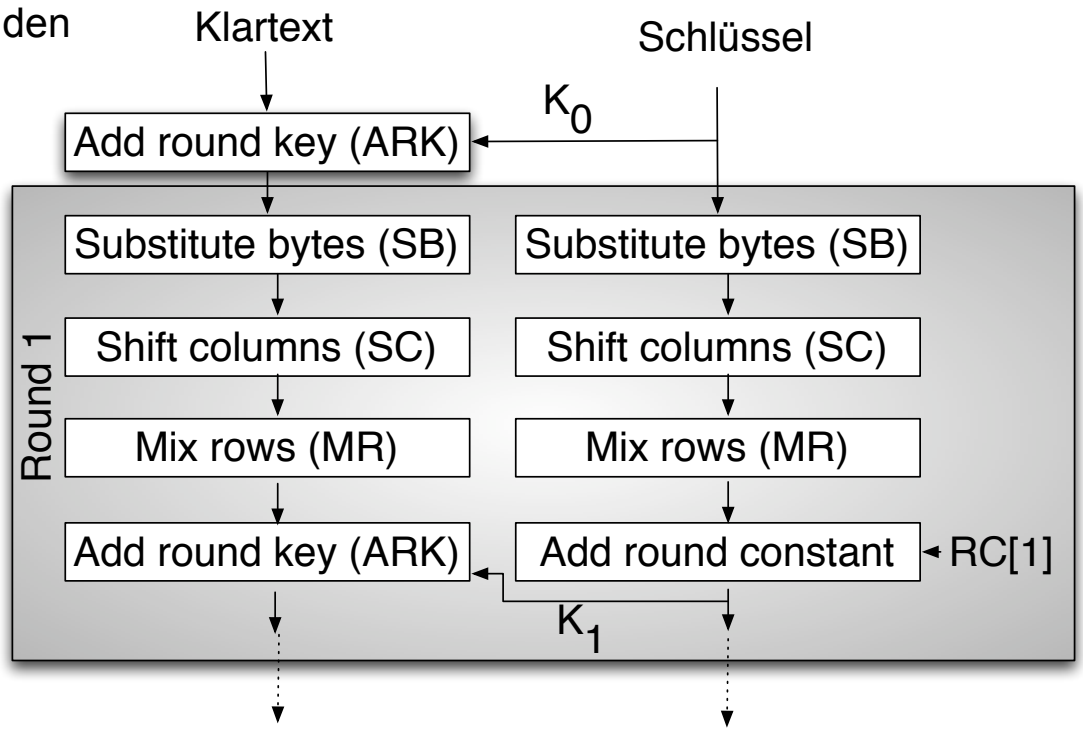


2. Initialisierung von $H_o = 0$
3. For $0 \le i \le t-1$
   $H_i = W_{Hi-1}(M_i) \oplus M_i \oplus H_{i-1}$
4. $WP(m) = H_t$

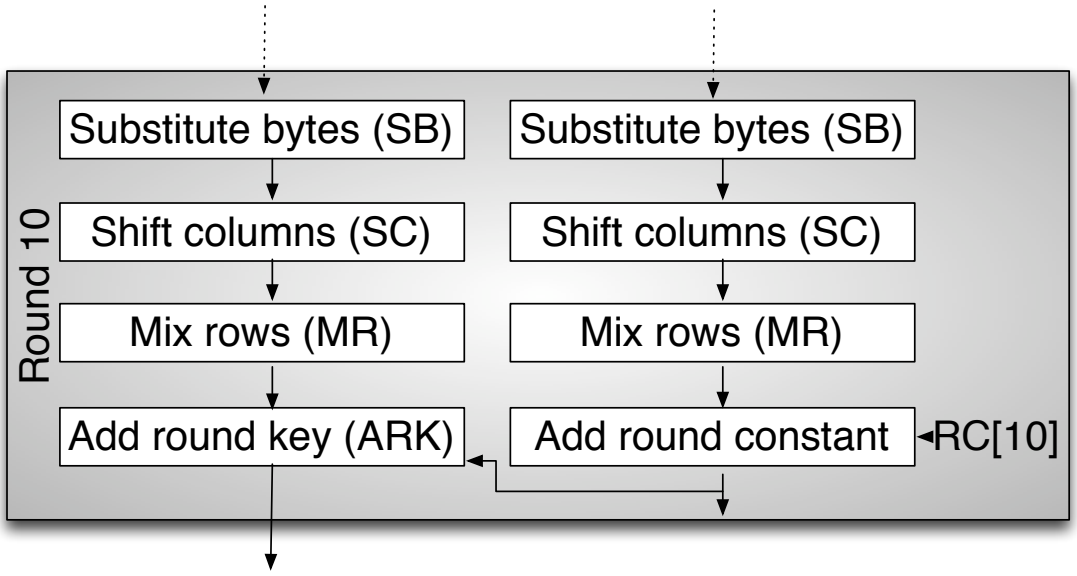


Whirlpool: Block Chiffre W

- 10 Runden



Whirlpool: Block Chiffre W; Fortsetzung

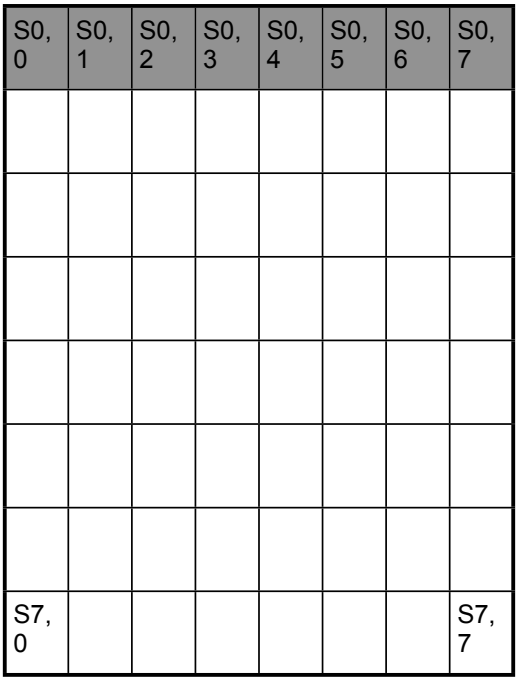


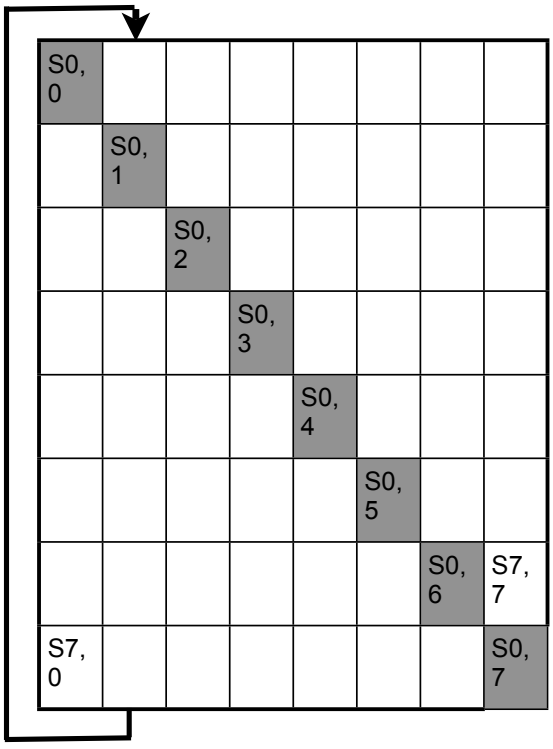
Whirlpool: Byte Substitution

- Mittels S-Box: auf Matrix-Elementen von CState
- 4 linken Bit bestimmen Spalte; 4 rechten Bit die Zeile

	00_x	01_x	02_x	03_x	04_x	05_x	06_x	07_x	08_x	09_x	$0A_x$	$0B_x$	$0c_x$	$0d_x$	$0E_x$	$0F_x$
00_x	18_x	23_x	$c6_x$	$E8_x$	87_x	$B8_x$	01_x	$4F_x$	36_x	$A6_x$	$d2_x$	$F5_x$	79_x	$6F_x$	91_x	52_x
10_x	60_x	Bc_x	$9B_x$	$8E_x$	$A3_x$	$0c_x$	$7B_x$	35_x	$1d_x$	$E0_x$	$d7_x$	$c2_x$	$2E_x$	$4B_x$	FE_x	57_x
20_x	15_x	77_x	37_x	$E5_x$	$9F_x$	$F0_x$	$4A_x$	dA_x	58_x	$c9_x$	29_x	$0A_x$	$B1_x$	$A0_x$	$6B_x$	85_x
30_x	Bd_x	$5d_x$	10_x	$F4_x$	cB_x	$3E_x$	05_x	67_x	$E4_x$	27_x	41_x	$8B_x$	$A7_x$	$7d_x$	95_x	$d8_x$
40_x	FB_x	EE_x	$7c_x$	66_x	dd_x	17_x	47_x	$9E_x$	cA_x	$2d_x$	BF_x	07_x	Ad_x	$5A_x$	83_x	33_x
50_x	63_x	02_x	AA_x	71_x	$c8_x$	19_x	49_x	$d9_x$	$F2_x$	$E3_x$	$5B_x$	88_x	$9A_x$	26_x	32_x	$B0_x$
60_x	$E9_x$	$0F_x$	$d5_x$	80_x	BE_x	cd_x	34_x	48_x	FF_x	$7A_x$	90_x	$5F_x$	20_x	68_x	$1A_x$	AE_x
70_x	$B4_x$	54_x	93_x	22_x	64_x	$F1_x$	73_x	12_x	40_x	08_x	$c3_x$	Ec_x	dB_x	$A1_x$	$8d_x$	$3d_x$
80_x	97_x	00_x	cF_x	$2B_x$	76_x	82_x	$d6_x$	$1B_x$	$B5_x$	AF_x	$6A_x$	50_x	45_x	$F3_x$	30_x	EF_x
90_x	$3F_x$	55_x	$A2_x$	EA_x	65_x	BA_x	$2F_x$	$c0_x$	dE_x	$1c_x$	Fd_x	$4d_x$	92_x	75_x	06_x	$8A_x$
$A0_x$	$B2_x$	$E6_x$	$0E_x$	$1F_x$	62_x	$d4_x$	$A8_x$	96_x	$F9_x$	$c5_x$	25_x	59_x	84_x	72_x	39_x	$4c_x$
$B0_x$	$5E_x$	78_x	38_x	$8c_x$	$d1_x$	$A5_x$	$E2_x$	61_x	$B3_x$	21_x	$9c_x$	$1E_x$	43_x	$c7_x$	Fc_x	04_x
$c0_x$	51_x	99_x	$6d_x$	$0d_x$	FA_x	dF_x	$7E_x$	24_x	$3B_x$	AB_x	cE_x	11_x	$8F_x$	$4E_x$	$B7_x$	EB_x
$d0_x$	$3c_x$	81_x	94_x	$F7_x$	$B9_x$	13_x	$2c_x$	$d3_x$	$E7_x$	$6E_x$	$c4_x$	03_x	56_x	44_x	$7F_x$	$A9_x$
$E0_x$	$2A_x$	BB_x	$c1_x$	53_x	dc_x	$0B_x$	$9d_x$	$6c_x$	31_x	74_x	$F6_x$	46_x	Ac_x	89_x	14_x	$E1_x$
$F0_x$	16_x	$3A_x$	69_x	09_x	70_x	$B6_x$	$d0_x$	Ed_x	cc_x	42_x	98_x	$A4_x$	28_x	$5c_x$	$F8_x$	86_x

Whirlpool: Shift Column





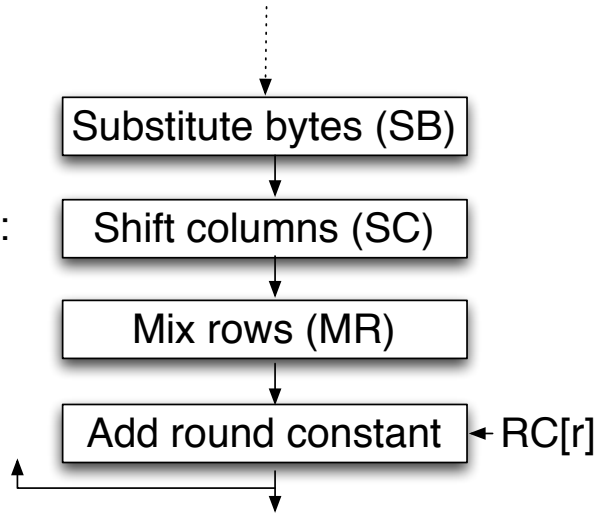
Whirlpool: Mix Row

- Matrixmultiplikation für jede Zeile von CState

$$\begin{bmatrix} s'_{i,0} \\ s'_{i,1} \\ s'_{i,2} \\ s'_{i,3} \\ s'_{i,4} \\ s'_{i,5} \\ s'_{i,6} \\ s'_{i,7} \end{bmatrix}^T = \begin{bmatrix} s_{i,0} \\ s_{i,1} \\ s_{i,2} \\ s_{i,3} \\ s_{i,4} \\ s_{i,5} \\ s_{i,6} \\ s_{i,7} \end{bmatrix}^T \cdot A = \begin{bmatrix} s_{i,0} \\ s_{i,1} \\ s_{i,2} \\ s_{i,3} \\ s_{i,4} \\ s_{i,5} \\ s_{i,6} \\ s_{i,7} \end{bmatrix}^T \cdot \begin{bmatrix} 01_x & 01_x & 03_x & 01_x & 05_x & 08_x & 09_x & 05_x \\ 05_x & 01_x & 01_x & 03_x & 01_x & 05_x & 08_x & 09_x \\ 09_x & 05_x & 01_x & 01_x & 03_x & 01_x & 05_x & 08_x \\ 08_x & 09_x & 05_x & 01_x & 01_x & 03_x & 01_x & 05_x \\ 05_x & 08_x & 09_x & 05_x & 01_x & 01_x & 03_x & 01_x \\ 01_x & 05_x & 08_x & 09_x & 05_x & 01_x & 01_x & 03_x \\ 03_x & 01_x & 05_x & 08_x & 09_x & 05_x & 01_x & 01_x \\ 01_x & 03_x & 01_x & 05_x & 08_x & 09_x & 05_x & 01_x \end{bmatrix}$$

Whirlpool: Add round key / constant

- CState wird mit K_i XOR verknüpft
- Berechnung von K_i



- Berechnung von RC[r] für Runde r:
  RC[0] = K
  for 1 ≤ r ≤ 10
    $RC[r]_{0,j}$ = Sbox[8(r-1)+j]
      für
      0≤j≤7 u. 1≤r≤10
    $RC[r]_{i,j}$ = 0 für
      0≤j≤7; 0≤j≤7 u.1≤r≤10

Vergleich Rijndal und W

	Rijndal	W
Blockgröße [bits]	128, 160, 192, 224 oder 256	immer 512
Rundenanzahl	10, 11, 12, 13 oder 14	immer 10
Schlüsselauswahl	ausgezeichneter Algorithmus (a priori)	Rundenfunktion von W
Reduktionspolynom	$x^8+x^4+x^3+x+1$ (0x11B)	$x^8+x^4+x^3+x^{2+}x+1$ (0x11d)

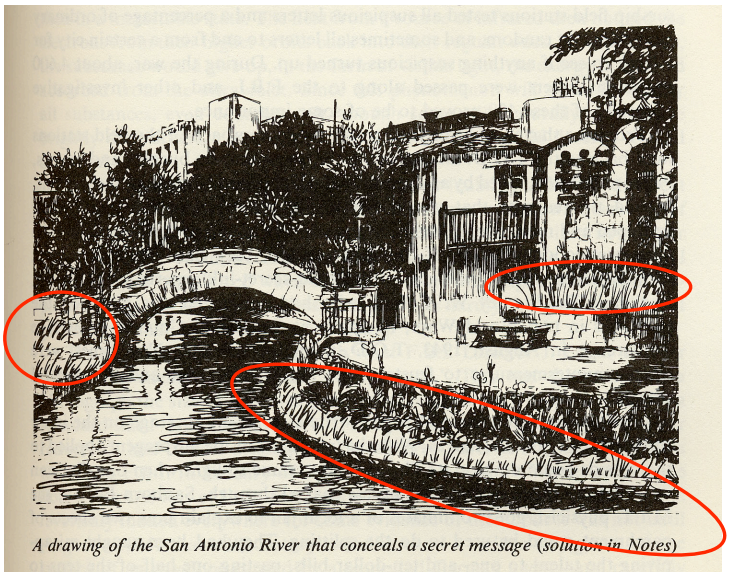
Sicherheits von Whirlpool

- Algorithmus wurde im Rahmen des NESSIE Projekts evaluiert
- Versteckte Schwächen wurden nicht gefunden
- Statistische Analyse: Whirlpool sollte stochastisch sein
- 512 Bit Länge bietet nur SHA-512
- Resistent gegenüber bekannten Angriffen
- Bisher kein erfolgreicher Angriff

- ABER: Algorithmus noch sehr jung (2003)
- bisher noch nicht so weit verbreitet

Linguistische Steganographie

- Bsp. aus David Kahn: *The Codebreakers,* Scribner, 1996



A drawing of the San Antonio River that conceals a secret message (solution in Notes)

- Nachricht als Morsezeichen kodiert.
- Kurze und lange Grashalme
- Nachricht lautet:

  Compliments of CPSA MA to our chief Col Harold R. Shaw on his visit to San Antonio May 11th 1945