Quelle : BStU / Deutschland

DELTA

Abteilung 2 Berlin, 28. April 1990
Leiter

Stand der Entwicklungsarbeiten DELTA
(Anmerkung: Im Rahmen der Entwicklungsarbeiten erwies es sich als arbeitsmethodisch günstig, eine Chiffrieralgorithmusklasse zu definieren.
Um Verwechselungen auszuschließen, erhielt sie die Bezeichnung DELTA. Deshalb erfolgt die Weiterführung der Arbeiten zu LAMBDA 2 unter der Bezeichnung DELTA.)

Ziel der Entwicklung ist es, eines 64-Bit Blockchiffrieralgorithmus gemäß ISO 8372 zu entwickeln, der für Staatsgeheimnisse einsetzbar ist. Die Strukturierung sollte zu einem schnellen Algorithmus für 16-Bit Prozessoren führen.

Ergebnisse:

1. Mit einer „Vorläufigen Beschreibung der Chiffrieralgorithmusklasse DELTA" ist der Rahmen für die weitere Entwicklung und Analyse des Algorithmus vorerst abgesteckt.

2. Eine Analysekonzeption wurde erarbeitet. Die geplante Aufgaben werden voraussichtlich die Hauptkapazität von Ref. 21 mindestens für das Jahr 1990 binden.

3. Die Analysearbeiten werden ständig präzisiert, Ergebnisse finden in der Entwicklung des Algorithmus bzw. in der Festlegung seiner Parameter ihren Niederschlag.

4. Analytische Untersuchungen, z.B. zur Gruppeneigenschaft der Chiffrierabbildung, sind angelaufen, erste Ergebnisse liegen vor.

5. Erste Programme für experimentelle Untersuchungen wurden erarbeitet. Sie werden vorerst zur Analyse von LAMBDA 1 eingesetzt, danach zur Analysen von Algorithmusversionen aus DELTA.

Probleme:

1. Eine möglichst verbindliche Aussage über die beabsichtigten Einsatzbedingungen (Hardware, Software, Zeitforderungen für die Chiffrierung) ist erforderlich. Sie könnte die Konstruktion des Chiffrieralgorithmus beeinflussen.

Weiter Unterstützungshandlungen und Koordinierungen zum Thema sind vorerst nicht absehbar.

Killmann
Major d. VP

Referat 21 Berlin, 10.4.90

Quelle : BStU / Deutschland

Vorläufige Beschreibung der Chiffrieralgorithmusklasse
D E L T A

1. Einleitung

Die im Punkt 2 definierte CA Klasse kann in den standardisierten Arbeitsmoden für 64-Bit Blockchiffrieralgorithmen gemäß ISO 8372 angewandt werden.
Die Strukturierung soll zu einem schnellen Algorithmus für 16-Bit Prozessoren führen und gleichzeitig bei richtiger Anwendung die notwendige Sicherheit bieten.
Bezeichnungen sind für alle kryptanalytischen Arbeiten im Referat verbindlich.
Die Beschreibung ist nicht vollständig, sie will aber zur Standardisierung und somit zur Effektivität der Arbeit beitragen. Im Zuge der Entwicklungs- und Analysearbeiten erfolgen weitere Präzisierungen. Änderungen sind möglich.
Die Beschreibung der Arbeitsweisen im CBC und CFB Modus erfolgen später.

2. Definitionen

2.1. Bezeichnungen

i,j,k,t Indizes, $T \in N$

$\forall\ m \in N:\ V_m =: \{0,1\}^m$

R1,R2,R3,R4 Register zu je 16 Bit

$\forall (i,t) \in 1,4 \times 0,T$

$a^i(t) \in V_{16}$ — Inhalt des Registers Ri zum Zeitpunkt (Takt) t

$a(t) = (a_j^i(t))_{j=1}^{16}$ — wobei $a_j^i(t) \in \{0,1\}$

Im weitern gilt $k \in \{1,2,3\}$ beliebig, aber fest.

Sei $X(t) \in V_{k*16}$

$X(t) = (x_j(t))_{j=4}^{k*16}$, wobei $x_j(t) \in \{0,1\}$

2.2 Die Abbildung ΦK

$\Phi K:\ V_{16} \times V_{16} \times V_{16} \times V_{K*16} \dashrightarrow V_{16}$

(ΦK wird ggf präzisiert. Die Abbildung sollte sich aus Operationen zusammengesetzt, die schnell EDV mäßig verarbeitbar sind. z. B.

$\boxtimes$ Addition mod 2^{16}

$\otimes$ Addition mod $2^{16} - 1$

$\oplus$ bitweise Addition mod 2 (blockweise)

$\wedge$ bitweise and (blockweise)

rot zyklische Verschiebung links oder rechts

P Permutation V_{16} --> V_{16}

Negation

2.3 Beschreibung einer Runde der Arbeitsweise des Blockchiffrieralgorithmus

Abbildung D: V_{64} x V_{K*16} --> V_{64}

$\forall\ t \in 0,T-1$:

$(a^1(t+1),a^2(t+1),a^3(t+2),a^4(t+1)) = D((a^1(t),a^2(t),a^3(t),a^4(t)), X(t))$

wobei gilt $a^1(t+1) = a^2(t)$

$a^2(t+1) = a^3(t)$

$a^3(t+1) = a^4(t)$

$a^4(t+1) = a^1(t) \oplus \Phi K((a^2(t),a^3(t),a^4(t), X(t))$

Abbildung D^{-1} : V_{64} x V_{K*16} --> $.V_{64}$

$\forall\ t \in 0,T-1$:

$(a^1(t),a^2(t), a^3(t),a^4(t)) = D^{-1}(a^1(t+1),a^2(t+1),a^3(t+1),a^4(t+1)), X(t))$

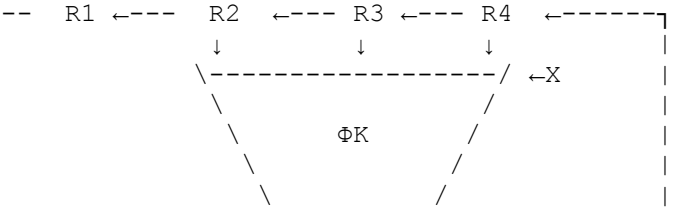
wobei gilt: $a^1(t) = a^4(t+1) \oplus \Phi K(a^1(t+1),a^2(t+1),a^3(t+1),X(t))$

$a^2(t) = a^1(t+1)$

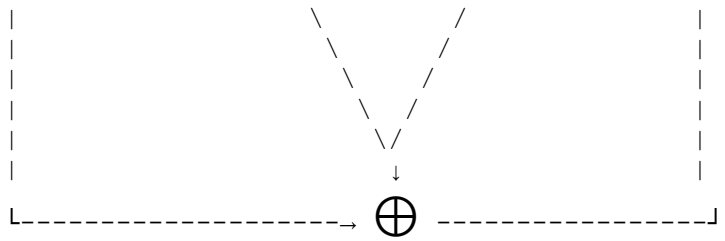
$a^3(t) = a^2(t+1)$

$a^4(t) = a^3(t+1)$

Skizze:



Quelle : BStU / Deutschland



2.4 Anzahl der Schlüsselelemente und Anzahl der Runden

Es wird vorerst auf eine Schlüssellänge von 256 Bit auf 32 Runden orientiert.

Sollten Algorithmen dieser Klasse auf der Ebene unterhalb von Staatsgeheimnissen eingesetzt werden, dann sind z. B. auch 128 Bit Schlüssellänge und 16 Runden denkbar.

In der Abb. Φ sollte ein hinreichend großer LZS wirken.

3. Bezeichnungen für die Analyse

3.1. MEDWEDJEV-Automat A = Ak(Par.,n)

Par.-Bezeichnung für den variablen Parameter, der durch die Wahl eines LZS fixiert wird.

Eingabenmenge V^{n}_{K*16}

Zustandsmenge V_{64}

Überführungsfunktion: $\delta: V^{n}_{k*16} \times V_{64} \dashrightarrow V_{64}$

$$\forall\, (X(t))_{t=1}^{n} \in V^{n}_{k*16} \quad \forall\, a \in V_{64} \quad \delta((X(t))_{t=1}^{n}) \; D^{n}(X(1),X(2),.....X(n))a$$

partielle Überführungsfunktion:

$$\forall\, (X(t))_{t=1}^{n} \in V^{n}_{k*16} \quad \forall\, a \in V_{64} \quad \delta_{x(1),x(2),...X(n)} \; a =: D^{n}(X(1),X(2),.....X(n))a$$

wobei $D^{n}(X(1),X(2),.....,X(n))\; a =: D(X(n),D(X(n-1),.....D(X(1),a)...))$

Gruppe des Automaten

$$G_A =: < \{ \delta_{(X(1),X(2),.....X(n)} \mid \{ X(1),X(2),.....X(n) \in V^{n}_{k*16} \} >$$

Quelle : BStU / Deutschland

Anlage 1
Varianten für den DELTA-Algorithmus
(gleichzeitig Beschreibung des ECB Modus)

Sei a der Klartextblock mit 64 bit und c der Geheimtextblock mit 64 bit d.h. $a \in V_{64}$, $c \in V_{64}$

Variante DELTA 1\1

$n = 64$

$S \in V_{256}$

$S = (s_1 , ..., s_{256})$, wobei $\forall\ i \in 1,256 : s_i \in (0,1)$

$t \in 1,16 : X(t) = (s_{(t-1)16+1} , ..., s_{(t-1)16+16})$

$t \in 17,64 : X(t) = \mathbf{rot}(7R)\ X(t-16)$

$\Phi 1\ (a^2(t), a^3(t), a^4(t), X(t) =: \mathbf{rot}\ (3L)\ \mathbf{P}\{[a^2(t) \boxtimes a^3(t)\ ] \oplus [a^4(t) \boxtimes X(t)]\}$

Die Chiffrierabbildung:

$c =: D^{64}\ [X(1),X(2),....,X(64)]\ a$

Die Dechiffrierabbildung:

$a =: D^{-64}\ [X(64),X(63,....;X(2)]\ c$

Variante DELTA 1\2

$n = 64$

$S \in V^{256}$

$S = (s_1 , ..., s_{256})$, wobei $\forall\ i \in 1,256 : s_i \in \{0,1\}$

$t \in 1,16 : X(t) = (s_{(t-1)16+1} , ..., s_{(t-1)16+16})$

$t \in 17,64 : X(t) = \mathbf{rot}(7R)\ X(t-16)$

Π - Permutation der 4 16-bit Blöcke:

$\Pi\ (a^1(t),a^2(t), a^3(t),a^4(t)) =: a^4(t),a^3(t),a^2(t),a^1(t)$

$\Phi 1\ (a^2(t), a^3(t),a^4(t), X(t)) =: \mathbf{rot}(3L)\ P\{[a^2(t) \boxtimes a^4(t)] \oplus [a^3(t) \boxtimes X(t)]\}$

Die Chiffrierabbildung:

$c =: \Pi\ \{D^{64}[X(1),X(2),....,X(64)]a\}$

Quelle : BStU / Deutschland

Die Dechiffrierabbildung:

$a =: \Pi \{D^{64}[X(64),X(63),...,X(1))]c\}$

Varianten für den DELTA-Algorithmus
(gleichzeitig Beschreibung des ECB-Modus)

Sei a der Klartextblock mit 64 Bit und c der Geheimtextblock mit 64 Bit, d. h. $a \in V_{64}$, $c \in V_{64}$

Variante DELTA 2\1

$n = 32,$

$s \in V_{256}$

$S = (s_1 , ... , s_{256}),$ wobei $\forall\ i \in 1,256 : s_i \in \{0,1\}$

$t \in 1,8 : X(t) = (s_{(t-1)*32+1} , ... , s_{(t-1)*32+32})$

$t \in 9,32 : X(t) = \mathbf{ROR}_7\ X(t-8)$

$t \in 1,32 : x^1(t) = ((X_1(t)) , ... , (X_{16}(t)))$

$x^2(t) = ((X_{17}(t)) , ... , (X_{32}(t)))$

$\Phi_2\ (a^2(t), a^3(t), a^4(t), X(t)) =: \mathbf{P}\ \{[a^2(t) \boxtimes a^4(t) \boxtimes X^1(t)\ ] \oplus (\mathbf{ROR}_3\ [a^3(t) \boxtimes x^2(t)\ ]\ )\ \}$

Die Chiffrierabbildung:

$c =: D^{32}\ [X(1), X(2), ... , X(32)]\ a$

Die Dechiffrierabbildung:

$a =: D^{-23}\ [X(32), X(31), ... , X(1)]\ c$

Variante DELTA 2\2

$n = 32,$

$S \in V_{256}$

$S = (s_1 , ..., s_{256}),$ wobei $\forall\ i \in 1,256 : s_i \in \{0,1\}$

$t \in 1,8 : X(t) = (s_{(t-1)*32+1} , ... , s_{(t-1)*32+32})$

$t \in 9,32 : X(t) = \mathbf{ROR}_7\ X(t-8)$

$t \in 1,32 : X^1(t) = ((X(t))_1 , ... , (X(t))_{16})$

$X^2(t) = ((X(t))_{17} , ... , (X(t))_{32})$

Π - Permutation der 4 16-Bit Blöcke

$\Pi\ (a^1(t), a^2(t), a^3(t), a^4(t)) =: (a^4(t), a^3(t), a^2(t), x^1(t)]\}$

$\Phi_2\ (a^2(t), a^3(t), a^4(t), X(t)) =: \mathbf{P}\ \{[a^2(t) \boxtimes a^4(t) \boxtimes X^1(t)] \oplus (\mathbf{ROR}_3\ [a^3(t) \boxtimes X^2(t)\ ]\ )\ \}$

Die Chiffrierabbildung:

$c =: \Pi\ (D^{32}\ [X(1), X(2), \ldots, X(32)]\ a)$

Die Dechiffrierabbildung:

$a =: \Pi\ (D^{32}\ [X(32, X(31), \ldots, X(1)]\ c)$

Anlage 2

Die Arbeitswiese im CBC/CFB Modus und Imitationsschutz.
(Anmerkung: Durch die Beschreibung der Varianten des DELTA Algorithmus in Anlage 1 ist die Arbeitsweise im ECB Modus vollständig beschrieben.)

1. Die Arbeitsweise im CBC Modus ist mit der Beschreibung in ISO 8372 vollständig identisch.

2. Die Arbeitsweise im CFB Modus ist mit der Beschreibung in ISO 8372 vollständig identisch.

3. Für den OFD Modus wird folgendes festgelegt:

   $A(\emptyset), B(\emptyset), E, F, \in V_{32}$; $\boxtimes_{32}$ Add. mod. 2^{32}

   $\otimes_{32}$ Add. mod. $2^{32} - 1$

   $A(\emptyset), B(\emptyset)$ werden aus einem Startvektor SY (SyF) von 64 Bit gebildet

   E, F seien Konstanten (ungerade)

   Erzeugt werden die Folgen $A(j), B(j), j \in 1,m , m \in N;$

   $$A(j) =: A(j-1) \boxtimes_{32} E$$

   $$B(j) =: B(j-1) \otimes_{32} F$$

   Weiterhin sei:

   $\forall\ j \in 1,m: a(j) = (A(j), B(j))$

   Die Additionsreihe $C(j)\ j \in 1,m$ ergibt sich durch Anwendung des Chiffrieralgorithmus (im ECB Modus auf die Folge

   $a(j)\ j \in 1,m.$

Quelle : BStU / Deutschland

(Die Konstanten E, F sind noch zu präzisieren.)

4. - Durch Anwendung des CBC Modus ist ein gewisser Imitationsschutz gegeben.

   - Falls eine offene Übertragung oder Speicherung der Daten vorgesehen ist, bietet die Speicherung bzw. Übertragung nur des letzten 64-Bit Vektors des im CBC Modus chiffrierten gesamten Textes einen Imitationsschutz. (Ob für diese Version eine Reduzierung der Rundenzahl in der Arbeit des Chiffrieralgorithmus vorgenommen werden kann, bleibt zu Untersuchen.)

   - Die Einbindung einer Imitationsschutzvariante für den Algorithmus muß weiter untersucht und präzisiert werden.

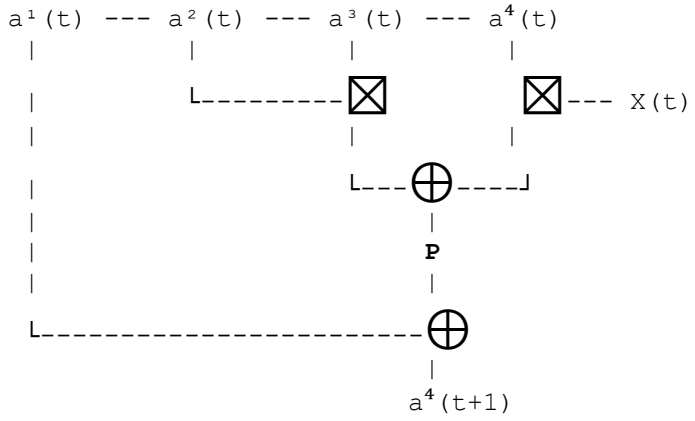
E := 000 1 000 000 1 000 000 1 000 000 1
P := 000 000 01 0001 0001 0001 0001 0001 0001

Referat 21 Berlin, 29.5.90

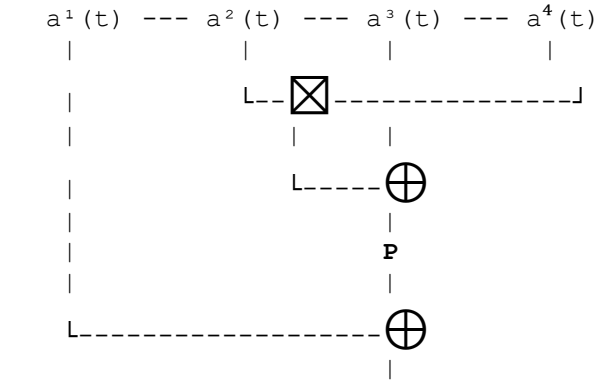
Ergänzung zur Anlage 2, Punkt 3.
Vorläufige Variante für E und F

E =: (0001 0000 0010 0000 0100 0000 1000 0001)
F =: (0000 0001 0001 0001 0001 0001 0001 0001)

Version DELTA 1\1



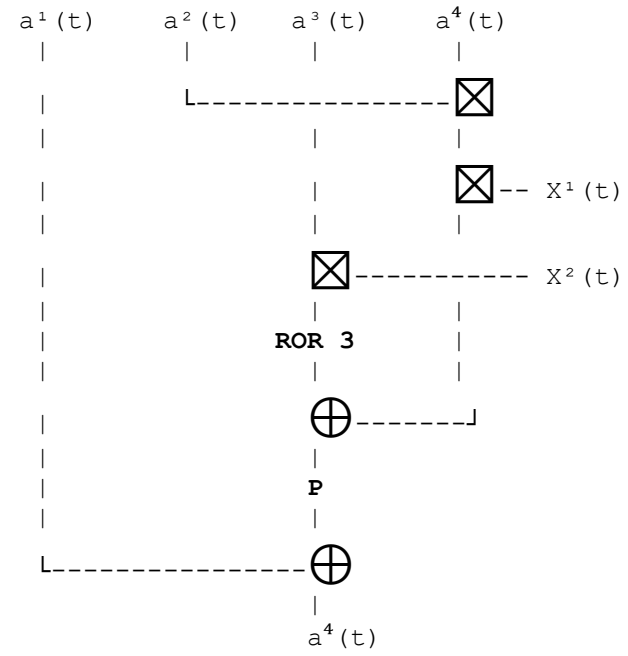
Version DELATA 1\2



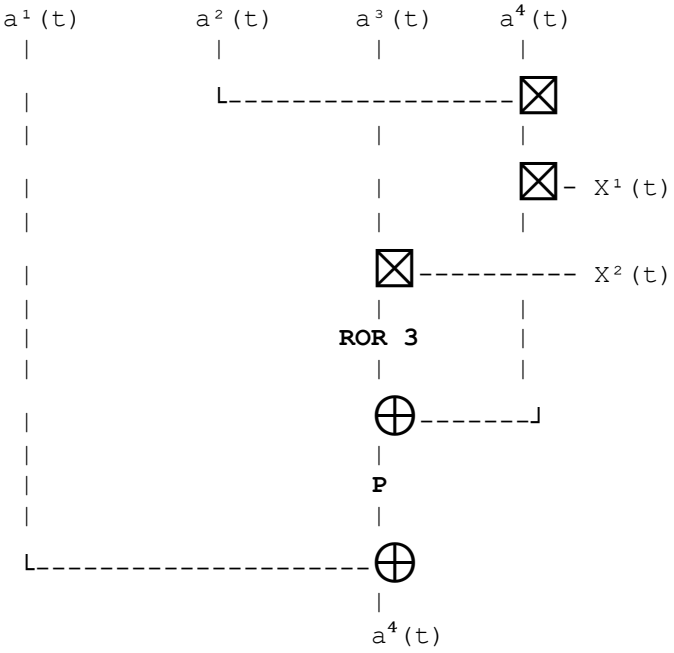
Quelle : BStU / Deutschland

$a^4(t)$

Version DELATA 2\1



Version DELTA 2\2



Abschätzen Laufzeiten 12.7.1990

Anlage	Programm	Korn		
		Δ 1\1	44	Befehle
		Δ 1\2	44	
		Δ 2\1	60	
		Δ 2\2	60	
Vergleich		R (9,6 Kbit)	96	
		DES (9,6 Kbit)	85	

Quelle : BStU / Deutschland

```
                                  R (reine       ~200
                                    Software)
                                DES (reine       ~200
                                    Software)
```

gesicherte Aussage für alle Variante DELTA!
Doppelt so schnell wie die reine Softwarelösung DES
(z.Z. 12 ms ohne xxx)

2 <= 6 ms (f = 2,5 MHz, Z80)

32 Umläufe
Δ 1 schneller Δ 2
Δ 1 <= 5 - 5,2 ms

16 Umläufe für Δ 2
~ 3ms 4 x so schnell wie DES, reine Softwarelösung

Programmversion Korn Δ1\1 Entwurf, ungetestet)
6L. SYF - Synchronfolge
6L. KEY - Schlüssel
6L. Perm1 - Permutation1
Perm2

Ausgangspunkt:

A - UMLZ
BC - $a^4(t)$
DE - $a^3(t)$
HL - $a^2(t)$
IX - $a^1(t)$

Stack:

a2 (t)
a1 (t)
a3 (t)
a4 (t)
UMLZ

```
MØ:  PUSH AF      ; UMLZ (Umlaufzähler)
     PUSH BC      ; a4 (t)
     PUSH DE      ; a3 (t)
     PUSH IX      ; a1 (t)
     PUSH HL      ; a2 (t)

     LD A,D       ; a2 (t)
     CPL          ; (-)
     ADD H        ; ⊠
     LD D,A
     LD A,E
     CPL
     ADC L
     LD E,A

     LD HL, 6L.KEY
     LD A,B
     ADD H
```

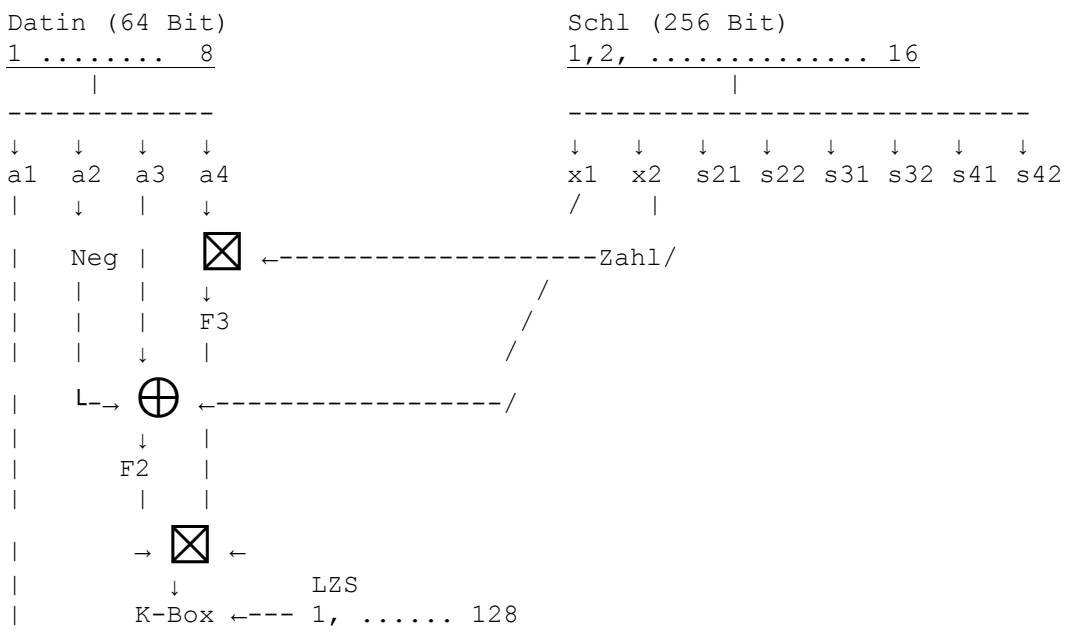
(-)

> $a^2(t)$ ⊠ $a^3(t)$

Quelle : BStU / Deutschland

```
            LD B,A                          > a⁴(t) ⊠ X(t)
            INC HL                         |
            LD A,C                         |
            ADC H                          ┘

            XOR E          ; ⊕ a³(t)
            LD C,A
            LD A,B
            XOR D

            LD B,A         ; ⊕ a³(t) Ergebnis in BC

            LD H,6L.PERM1  ; Permutation 4 Bit Adresse
            LD L, B        ;          -> 4 Bit Deth.
            LD B, H
            LD H,6L.PERM2
            LD L,C
            LD C,H

            POP IX
            POP DE         ; a²(t)              a⁴(t) -> a³(t) -> a²(t) ->
a¹(t)

            LD A,B

            XOR D          ; a¹(t) ⊕ Ergebnis PERM
            LD B,A
            LD A,C
            XOR E
            LD C,A         ; in BC neuer Wert a⁴(t+1)
            POP HL         ; alt a⁴(t)   a²(t+1)
            POP DE         ; alt a⁴(t)   a³(t+1)
            POP AF
            DEC A
            JRNZ MØ-#
```

Versuchsalgorithmus V2 (32 Runden)



Quelle : BStU / Deutschland