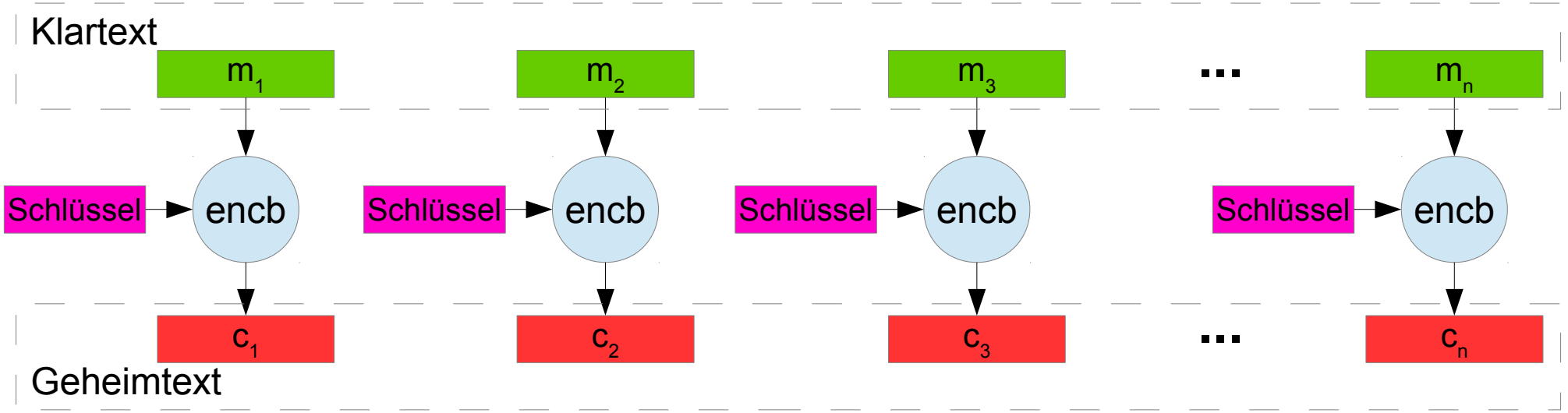
Themen zur Computersicherheit

Symmetrische Blockchiffren

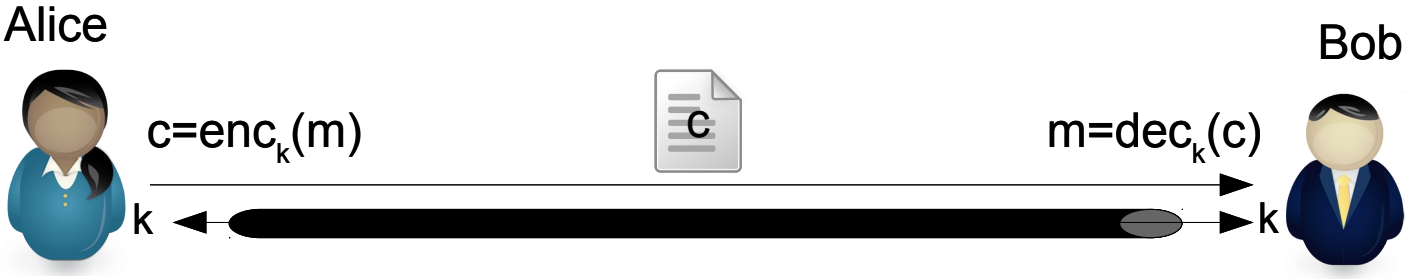
PD Dr. Reinhard Bündgen
buendgen@de.ibm.com

Symmetrische Blockchiffren

- Blockchiffren
  - Verschlüsselung von Nachrichtenblöcken mit Hilfe eines konstanten Schlüssels
  - monoalphabetische Verschlüsselung auf großem Alphabet
  - Klartextlänge muss Vielfaches der Blocklänge sein



- Symmetrische Chiffren
  - eK=dK (= K) und für alle Schlüssel (ek,dk) ∈ eK x dK gilt ek = dk (=k)



Blockchiffren

- Block: Nachricht der Länge b Bits
- symmetrische Chiffre
  - encb: K x $\sum^b \rightarrow \sum^b$, decb: K x $\sum^b \rightarrow \sum^b$
  - mit $decb_k(encb_k(m)) = m$
- **Ideale Blockchiffre**: verhält sich für jeden Schlüssel wie eine Zufallspermutation, wobei die zu unterschiedlichen Schlüsseln gehörigen Zufallspermutationen unterschiedlich und voneinander unabhängig sind.
- **Angriff auf Blockchiffre:** eine nicht-generische Methode um eine Blockchiffre von einer idealen Blockchiffre zu unterscheiden.
- **Sichere Blockchiffre:** eine Blockchiffre zu der es keinen Angriff gibt.

Designkriterien für Blockchiffren

- Schlüssellänge muss so groß sein, dass eine vollständige Suche praktisch nicht möglich ist.
- **Konfusion**: Die statistischen Eigenschaften des Geheimtextes lassen sich nicht aus den statistischen Eigenschaften des Klartextes ableiten.
- **Diffusion**: Jedes Klartextbit beeinflusst viele Geheimtextbits, jedes Schlüsselbit beeinflusst viele Geheimtextbits
- **Avalanche Kriterium:** Durch die Änderung eines Klartextbit werden rund 50% der Geheimtextbits geändert.
- **Striktes Avalanche Kriterium:** Bei der Änderung eines Klartextbits ändert sich jedes Geheimtextbit mit einer Wahrscheinlichkeit von 50%.

Bekannte Blockchiffren

Chiffre	Autor	Blockgröße	Schlüssellänge	Kommentar
DES	IBM	64	56 + 8 parity	Schlüssel zu kurz
DES2		64	112 + 12 parity	
DES3		64	168 + 24 parity	auch 3DES, DESede
IDEA	Massey & Lai	64	128	
RC5	Rivest	32, 64,128	128	≤ 83 bit Sicherheit (64 bit Blöcken)
Blowfish	Schneier	64	1 – 448	
Camellia	Mitsubishi & NTT	128	128, 192, 256	
SM4	LU Shu-wang	128	128	chin. Standard
AES	Daemen & Rijmen	128	128, 192, 256	NIST Wettbewerb

- DES2 : k=k1||k2, $\text{des2-enc}_k = \text{des-enc}_{k1}(\text{des-dec}_{k2}(\text{des-enc}_{k1}(m)))$
  - wird mit Sicherheitsniveau von 80 Bits bewertet
- DES3: k=k1||k2||k3, $\text{des3-enc}_k = \text{des-enc}_{k1}(\text{des-dec}_{k2}(\text{des-enc}_{k3}(m)))$
  - effektive Schlüssellänge 112 Bits (meet-in-the-middle attack)

Was wenn die Nachricht nicht Blocklänge hat?

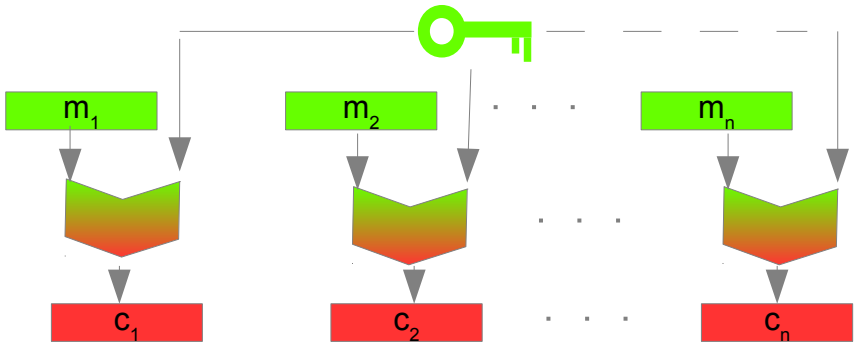
- Nachricht kürzer als Blocklänge
  - Padding: Auffüllen auf (Vielfaches von) Blocklänge
  - Schwäche: immer ähnliche Klartextenden
- Nachricht länger als Blocklänge
  - blockweises Chiffrieren
  - Schwäche: monoalphabetische Chiffre über großem Alphabet
- Allgemein: Nachricht kein vielfaches der Blocklänge
  - $m = m_1 \,||\, m_2 \,||\, \ldots \,||\, m_n$ mit $|m_i| = b$ für $1 \leq i \leq n-1$, $|m_n| \leq b$
  - Auffüllen des letzten Blocks und blockweises Chiffrieren

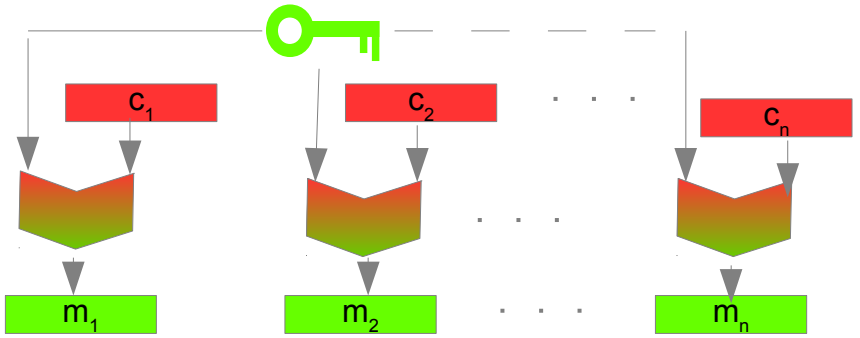
Betriebsmodi

- beschrieben in NIST SP800-38A
  - ECB
  - CBC
  - OFB
  - CFB
  - CTR
- im Folgenden sei $|m| = n \bullet b$, dann gilt
  - $m = m_1 \,||\, m_2 \,||\, \ldots \,||\, m_n$ mit $|m_i| = b$ für $1 \leq i \leq n$
  - $c = c_1 \,||\, c_2 \,||\, \ldots \,||\, c_n$ mit $|c_i| = b$ für $1 \leq i \leq n$
  - $|IV| = b$,
  - $|Ctr_i| = b$ für $1 \leq i \leq n$

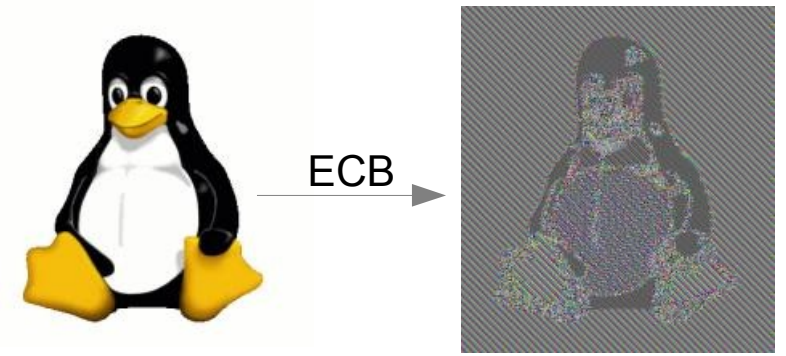
Betriebsmodus ECB

Electronic Cook Book (ECB) Mode





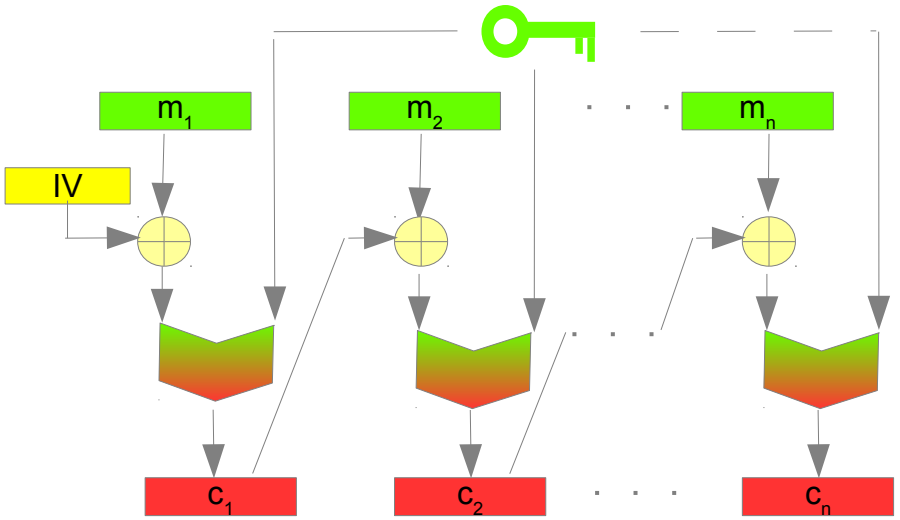
- Übertragungsfehler bleiben lokal
- wahlfreier Lese- und Schreibzugriff
- anfällig gegen statistische Angriffe
- parallelisierbar

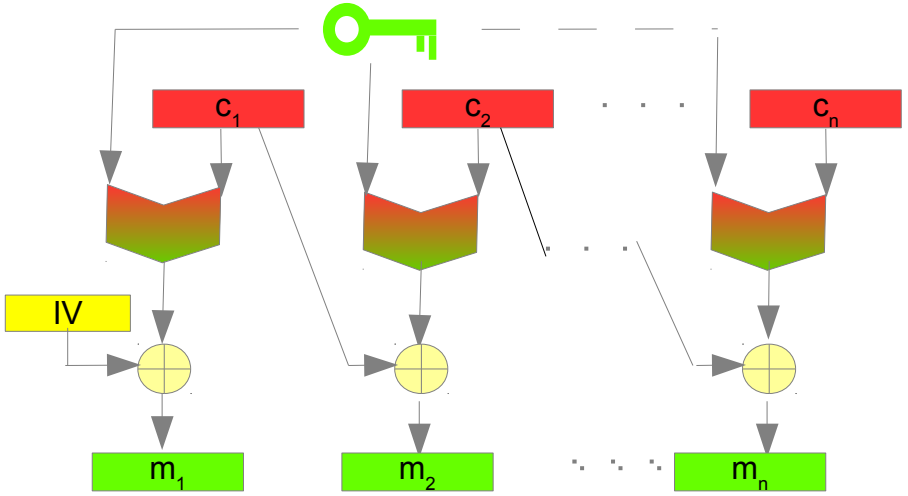


http://en.wikipedia.org/wiki/Block_cipher_modes_of_operation

Betriebsmodus CBC

Cipher Block Chaining (CBC) Mode

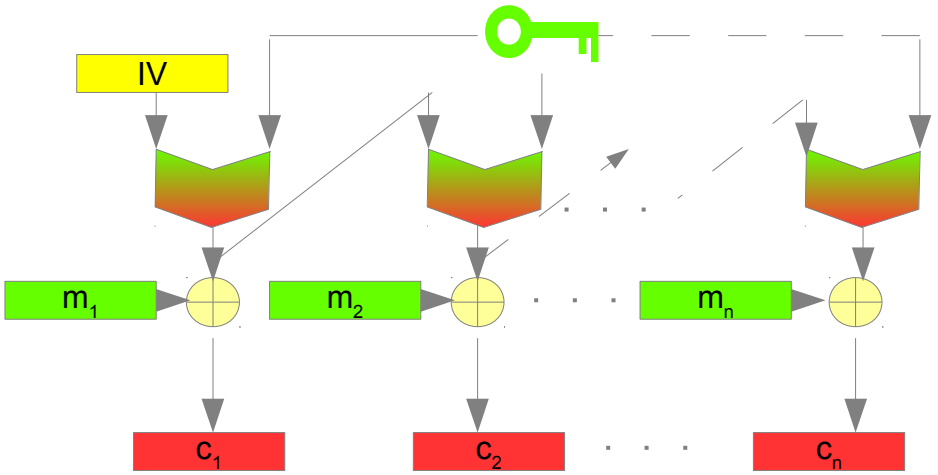


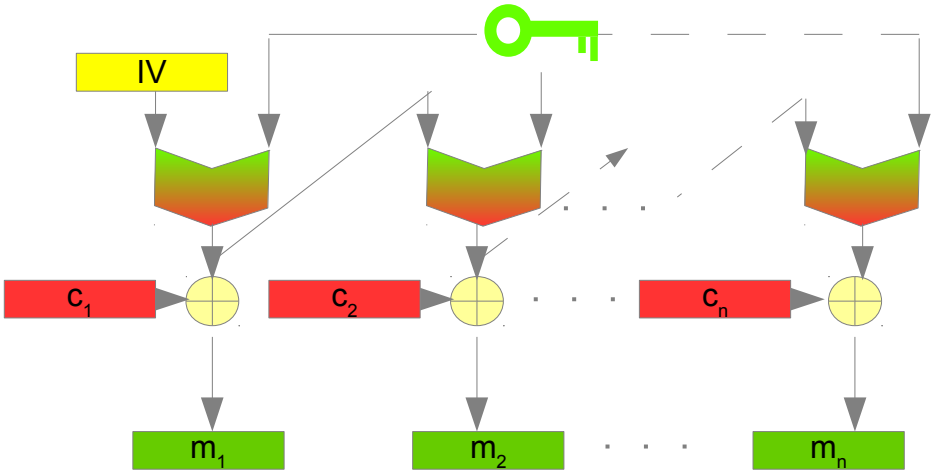


- benötigt Initialisierungswert (IV)
  - nicht geheim,
  - aber einmalig
- Verschlüsselung
  - $c_0 = IV$
  - $c_i = encb_k(m_i \oplus c_{i-1})$
- Entschlüsselung
  - $c_0 = IV$
  - $m_i = decb_k(c_i) \oplus c_{i-1}$
  - parallelisierbar
- Übertragungsfehlerverhalten:
  - 1 fehlerhafter Geheimtextblock => 2 fehlerhafte Klartextblöcke
- Zugriffsverhalten
  - fast wahlfreier Lesezugriff
  - Modifikation eines Blockes führt zur Änderung aller folgenden Blöcke
- Sicherheit
  - CPA: so sicher wie zugrundeliegende Blockchiffre
  - CCA: nicht sicher

Betriebsmodus OFB

Output Feed Back (OFB) Mode

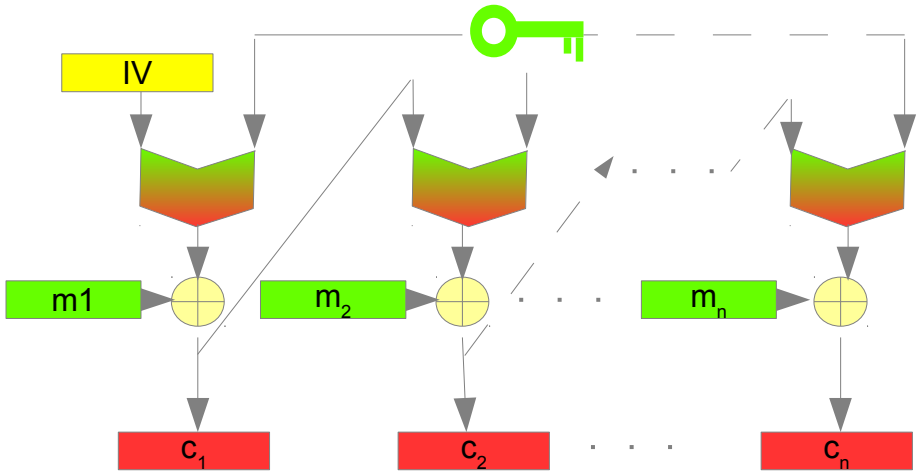


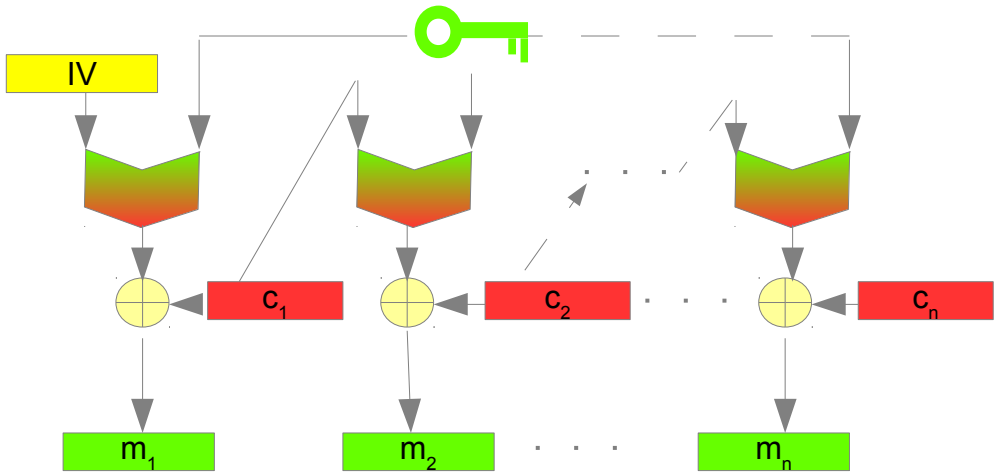


- benötigt Initialisierungswert (IV)
  - nicht geheim,
  - aber einmalig
- Verschlüsselung
  - $s_0 = IV$
  - $s_i = encb_k(s_{i-1})$
  - $c_i = s_i \oplus m_i$
- Entschlüsselung
  - $m_i = s_i \oplus c_i$
- $s_0, s_1, \ldots$ ist Pseudozufallsfolge
- stromorientierter Modus
- Übertragungsfehlerverhalten:
  - 1 fehlender Geheimtextblock => folgende Blöcke werden falsch entschlüsselt
- Sicherheit
  - CPA: so sicher wie zugrundeliegende Blockchiffre
  - CCA. nicht sicher

Betriebsmodus CFB

Cipher-Feedback-Modus ($CFB_{blksize}$)

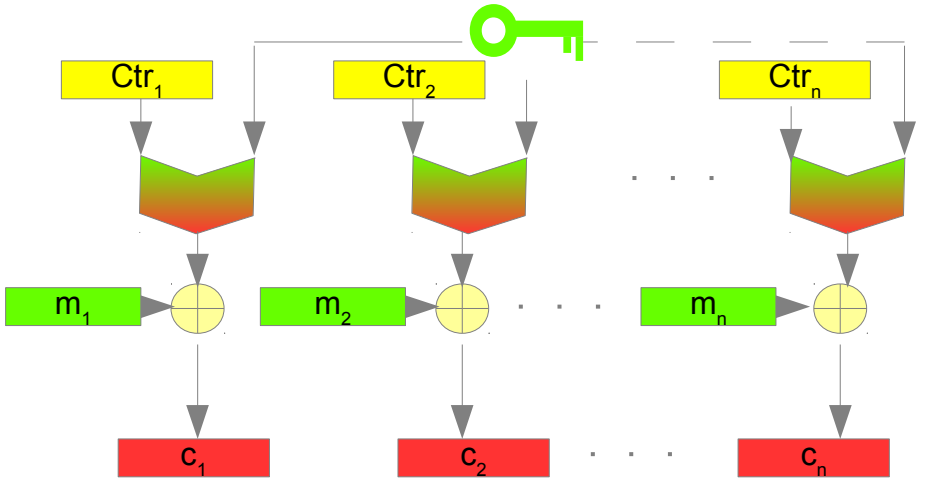


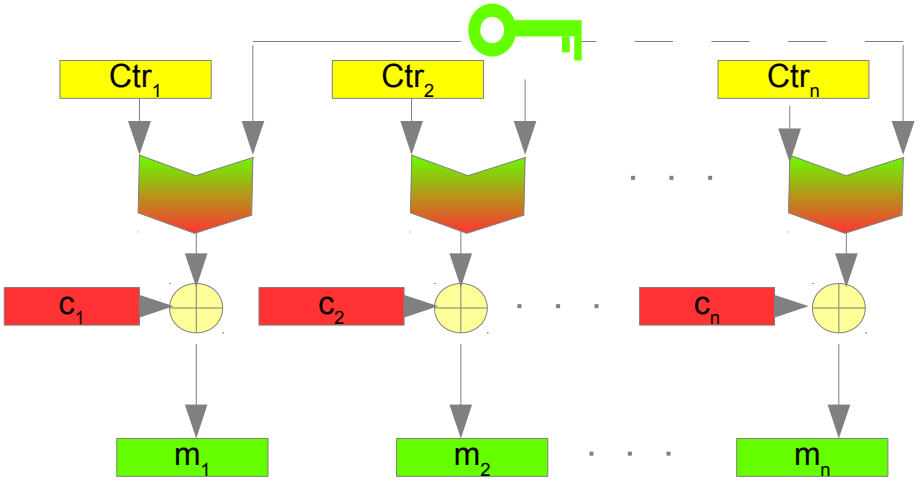


- benötigt Initialisierungswert (IV)
  - nicht geheim,
  - aber einmalig
- Verschlüsselung
  - $c_0 = IV$
  - $c_i = encb_k(c_{i-1}) \oplus m_i$
- Entschlüsselung
  - $c_0 = IV$
  - $m_i = encb_k(c_{i-1}) \oplus c_i$
  - parallelisierbar
- stromorientierter Modus
- Fehlerverhalten:
  - 1 fehlerhafter Geheimtextblock => 2 fehlerhafte Klartextblöcke
- Sicherheit
  - CPA: so sicher wie zugrundeliegende Blockchiffre
  - CCA. nicht sicher

Betriebsmodus CTR

Counter-Betriebsmodus (CTR)





- benötigt Zähler Werte (Ctr_1, …, Ctr_n)
  - nicht geheim,
  - aber einmalig
  - Ctr_1 gegeben
  - $Ctr_i = inc(Ctr_{i-1})$
- Verschlüsselung
  - $c_i = encb_k(Ctr_i) \oplus m_i$
- Entschlüsselung
  - $m_i = encb_k(Ctr_i) \oplus c_i$
- $encb_k(Ctr_1)$, $encb_k(Ctr_2)$, … ist Pseudozufallsfolge
- stromorientierter Modus
- erlaubt wahlfreien Zugriff auf jeden Block
- parallelisierbar
- Fehlerverhalten:
  - 1 fehlender Geheimtextblock => folgende Blöcke werden falsch entschlüsselt
- Ctr_i = nonce || ctr_i mit $|ctr_i| = s$, $|nonce| = b-s$
  - $inc(Ctr_i) = nonce \,||\, ((1+Crt_i) \bmod 2^s)$
- Sicherheit: CPA: so sicher wie zugrundeliegende Blockchiffre

Padding

Klartext: $m = m_1 \,||\, m_2 \,||\, \ldots \,||\, m_n$ mit $|m_i| = b$ für $1 \leq i \leq n-1$, $|m_n| \leq b$

Naives Padding:

- $|m_n| = j < b \Rightarrow m'_n = m_n \,||\, 0^{b-j}$
- Nachteile:
  - Länge des Klartextes kann dem Geheimtext nicht entnommen werden
  - die meisten Klartexte mit Padding Zeichen: möglicher Angriffspunkt

Byte-Padding gemäß PKCS#5/RFC 1423 bzw PKCS#7/RFC 2315

- B Blockgröße in Bytes, sei $|m_n| = J$ Bytes
- falls $J < B$ Bytes dann $m'_n = m_n \,||\, \text{byte}(B-J)^{B-J}$ ersetzt m_n
- falls $J = B$ Bytes dann hänge $m_{n+1} = \text{byte}(B)^B$ an Nachricht an
- Nachteil
  - Geheimtext kann ein Block länger sein als Klartext

Notation
- X^k: k-fache Wiederholung von X
- byte(k): Darstellung der Zahl k als Byte (ohne Vorzeichen)

Beispiel

- Blockgröße 16 Bytes, Hex-String S1 = „a125“ entspricht binär „1010 0001 0010 0101“

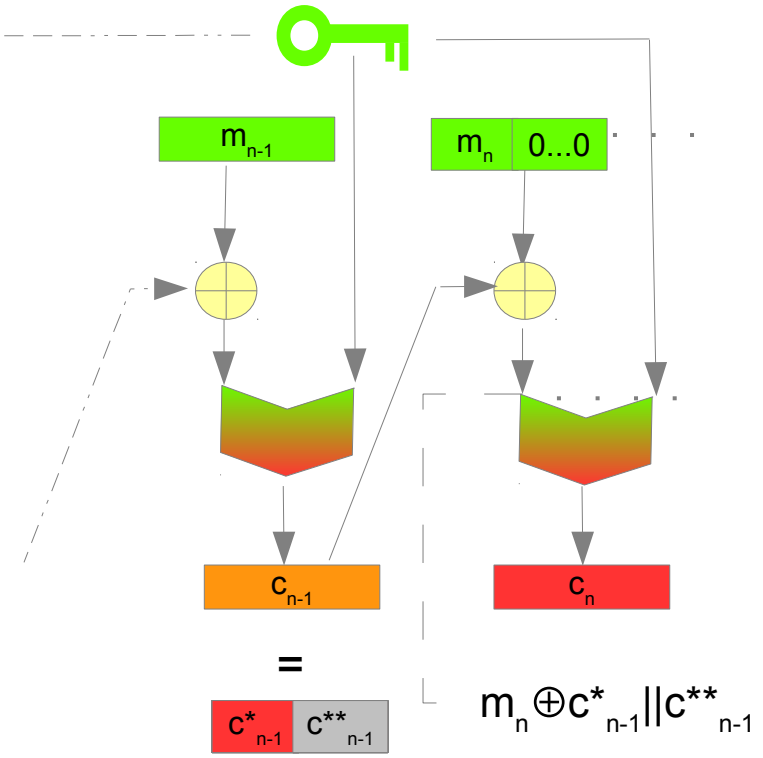
  - naives Padding von S1: „a1250000 00000000 00000000 00000000“
    naives Padding von msb(14,S1): „a1240000 00000000 00000000 00000000“
  - PKCS #5/7 Padding von S1: „a1250e0e 0e0e0e0e 0e0e0e0e 0e0e0e0e“

- Blockgröße 8 Bytes, Hex-String S2 = „01020304 05060708“

  - naives Padding von S2: „01020304 05060708“
  - PKCS #5/7 Padding von S2: „01020304 05060708 08080808 08080808“

Cipher Stealing (CBC-CS)

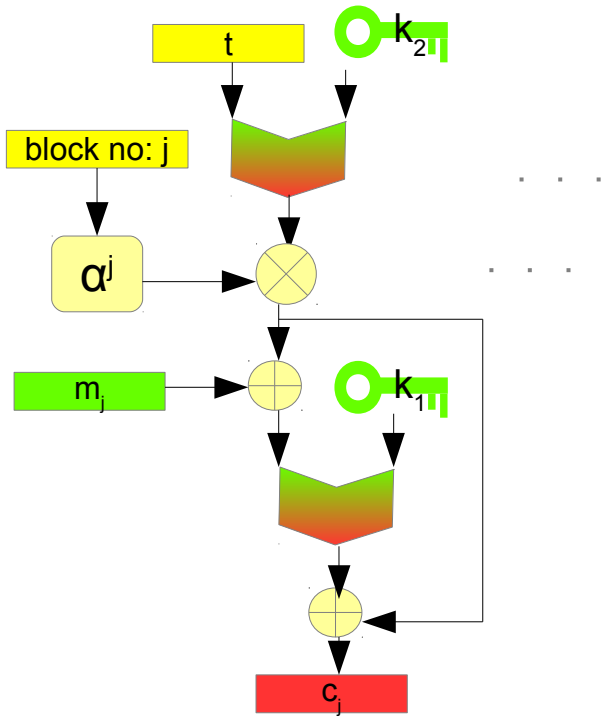
- Beschrieben in NIST SP 800-38A addentum
- Klartext: $m = m_1 \| m_2 \| \ldots \| m_n$ mit $|m_i| = b$
  für $1 \le i \le n-1$, $|m_n| = j \le b$
- $m' = m \| 0^{b-j}$
- $c' = \text{enc-cbc}_k(m') = c_1 \| c_2 \| \ldots \| c_{n-1} \| c_n$
- $c = \text{enc-cbc-cs}_k(m) = c_1 \| c_2 \| \ldots \| c^*_{n-1} \| c_n$
  mit $c^*_{n-1} = \text{msb}(j, c_{n-1})$
- die Information über $\text{lsb}(b-j, c_{n-1})$
  geht nicht verloren:
  - $\text{decb}_k(c_n) = m_n \oplus \text{msb}(j, c_{n-1}) \| 0^{b-j} \oplus \text{lsb}(b-j, c_{n-1})$
  - $c_{n-1} = \text{msb}(j, c_{n-1}) \| \text{lsb}(b-j, c_{n-1}) = c^*_{n-1} \| \text{lsb}(b-j, \text{decb}_k(c_n))$



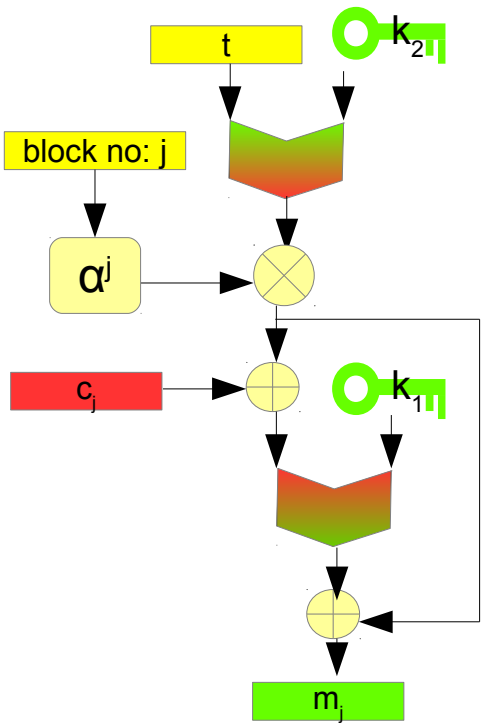
XTS-AES eine Blockchiffre für gespeicherte (ruhende) Daten

- Xor-encrypt-xor (XEX)-based Tweakable block cipher with cipher text Stealing
- NIST SP800-38E & IEEE P1619-2007
- Parameter: Chiffre (AES-128, AES-256), 2 AES Schlüssel (k_1, k_2), ein Tweak $t \in \{0,1\}^{128}$
- Einschränkung: mit gleichem Schlüssel und Tweak gespeicherte Dateneinheit: 16 – 2^{24} Bytes
- Falls Nachricht nicht Vielfaches der Blocklänge: cipher stealing für letzte 2 (angebrochene) Blöcke
- wahlfreier Zugriff auf jeden Block, parallelisierbar

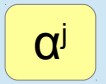
XTS Blockverschlüsselung von Block j



XTS Blockentschlüsselung von Block j



Notation



Operation in GF(2^{128}) mit α primitives Element in GF(2^{128})

Multiplikation in GF(2^{128})

GF(2^{128}) entspricht $(Z/2)[x]/(x^{128}+x^7+x^2+x+1)$ mit $\alpha=x$

Ausflug: endliche Körper

- Jeder endliche Körper hat p^k viele Elemente für p prim und $k \geq 1 \in \mathbf{N}$
- Alle Körper mit q Elementen sind isomorph
- Endlicher Körper mit q Elementen heißt GF(q) -- *Galoiskörper* (Galois field)
- $GF(p^k)$ ist Isomorph zu $(\mathbf{Z}/p\mathbf{Z})[x]/(f)$ mit f ist Minimalpolynom vom Grad k
  - (univariate) Polynome über $\mathbf{Z}/p\mathbf{Z}$ als Koeffizientenbereich modulo f
  - d.h. für all $g, h \in (\mathbf{Z}/p\mathbf{Z})[x]/(f)$ gilt $g + h \bullet f = g \bmod f$
- Multiplikation in $GF(p^k)$ bezüglich der Repräsentation $(\mathbf{Z}/p\mathbf{Z})[x]/(f)$:
  - $g, h \in (\mathbf{Z}/p\mathbf{Z})[x]/(f)$
  - berechne $g \bullet h$ wie folgt
    1. Polynommultiplikation von g und h über Koeffizientenkörper $\mathbf{Z}/p\mathbf{Z}$
    2. falls der Grad von $g \bullet h$ größer gleich k, berechne $g \bullet h \bmod f$, das heißt den Rest der Polynomdivision durch f
- ein *primitives Element* α von GF(q) ist ein Generator der multiplikativen Gruppe von GF(q)
  - d.h für alle $a \neq 0 \in GF(q)$ gibt es ein $b \in \{1,..., q-1\}$ mit $\alpha^b = a$
- Für $GF(2^k)$ repräsentiere Polynome in $(\mathbf{Z}/2\mathbf{Z})[x]/(f)$ durch Bitstrings der Länge k wobei Bit k-i den Koeffizienten von x^i beschreibt.
  - z.B. für k=6 repräsentiert 101001 das Polynom x^5+x^3+1
  - Achtung, es werden k+1 Bits benötigt um das Minimalpolynom zu repräsentieren

Aufgaben

- Für einen beliebigen Betriebsmodus: leiten sie aus der Formel für Entschlüsselung,
  - die Formel für die Verschlüsselung ab
  - ein Diagram der Verschlüsselung ab
  - ob die Verschlüsselung parallelisier bar ist
  - ob die Verschlüsselung stromorientiert ist
  - ab, welcheAuswirkung ein fehlerhaft übertragenen Geheimtextblock
- Wie verhält sich cipher text stealing wenn die Nachrichtenlänge ein vielfaches der Blocklänge ist?
- Machen Sie sich klar wie im Körper GF(2k) eine
  - Addition und eine Multiplikation effizient implementiert werden kann.
  - Is eine Operation in GF(2k) effizienter oder weniger effizient als die entsprechende Operation in **Z?**