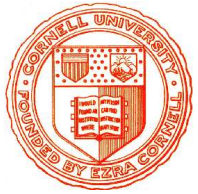
Kryptographie und Komplexität



Einheit 3

Praktisch sichere Blockchiffren

1. Substitutions-Permutations Netzwerke
2. Feistel-Chiffren und der DES
3. Der Advanced Encryption Standard AES

Sichere und effiziente Kryptosysteme

- **Absolute Sicherheit ist unerreichbar**
  - Perfekt geheime Systeme sind kostspielig und ineffizient
  - Unbrauchbar für alltägliche Sicherheitsanwendungen

Sichere und effiziente Kryptosysteme

- **Absolute Sicherheit ist unerreichbar**
  - Perfekt geheime Systeme sind kostspielig und ineffizient
  - Unbrauchbar für alltägliche Sicherheitsanwendungen
- **Einfache Kryptosysteme sind nicht sicher**
  - Effiziente Chiffrierung, aber mit Computern leicht zu brechen
  - Codierung der Klartextblöcke ist keine echte Einwegfunktion und kann mit mathematischen Methoden invertiert werden

Sichere und effiziente Kryptosysteme

- **Absolute Sicherheit ist unerreichbar**
  - Perfekt geheime Systeme sind kostspielig und ineffizient
  - Unbrauchbar für alltägliche Sicherheitsanwendungen
- **Einfache Kryptosysteme sind nicht sicher**
  - Effiziente Chiffrierung, aber mit Computern leicht zu brechen
  - Codierung der Klartextblöcke ist keine echte Einwegfunktion und kann mit mathematischen Methoden invertiert werden
- **Moderne Systeme sind nichttriviale Blockchiffren**
  - Hohe Diffusion bei Codierung großer Datenblöcke

Sichere und effiziente Kryptosysteme

- **Absolute Sicherheit ist unerreichbar**
  - Perfekt geheime Systeme sind kostspielig und ineffizient
  - Unbrauchbar für alltägliche Sicherheitsanwendungen
- **Einfache Kryptosysteme sind nicht sicher**
  - Effiziente Chiffrierung, aber mit Computern leicht zu brechen
  - Codierung der Klartextblöcke ist keine echte Einwegfunktion und kann mit mathematischen Methoden invertiert werden
- **Moderne Systeme sind nichttriviale Blockchiffren**
  - Hohe Diffusion bei Codierung großer Datenblöcke
- **Effiziente Systeme verhärten einfache Systeme**
  - Aufwendige Kombination von Substitutionen und Permutationen
  - Mehrfachverschlüsselung mit wechselnden (Teil-)schlüsseln
  - Hardwarenahes Vorgehen benötigt symmetrische Verschlüsselung

Produktchiffren: Verhärtung von Blockchiffren

- **Leicht herzustellen aus bestehenden Systemen**
  - Schlüssel sind Paare einfacher Schlüssel: $\mathcal{K} = \mathcal{K}_1 \times \mathcal{K}_2$
  - Verschlüsselungen nacheinander ausgeführt: $e_{(K_1,K_2)}(x) = e_{K_2}(e_{K_1}(x))$
  - Entschlüsselung in umgekehrter Reihenfolge: $d_{(K_1,K_2)}(y) = d_{K_1}(d_{K_2}(y))$
  - Notation: $\boldsymbol{S_1 \times S_2}$ für $S_i = (\mathcal{P}_i, \mathcal{C}_i, \mathcal{K}_i, e, d)$

Produktchiffren: Verhärtung von Blockchiffren

- **Leicht herzustellen aus bestehenden Systemen**
  - Schlüssel sind Paare einfacher Schlüssel: $\mathcal{K} = \mathcal{K}_1 \times \mathcal{K}_2$
  - Verschlüsselungen nacheinander ausgeführt: $e_{(K_1,K_2)}(x) = e_{K_2}(e_{K_1}(x))$
  - Entschlüsselung in umgekehrter Reihenfolge: $d_{(K_1,K_2)}(y) = d_{K_1}(d_{K_2}(y))$
  - Notation: $\boldsymbol{S_1 \times S_2}$ für $S_i = (\mathcal{P}_i, \mathcal{C}_i, \mathcal{K}_i, e, d)$
- **Iteration ist die häufigste Form**
  - $\boldsymbol{S^n} = S \times S \times .. \times S$ (n-faches Produkt von S mit sich selbst)

Produktchiffren: Verhärtung von Blockchiffren

- **Leicht herzustellen aus bestehenden Systemen**
  - Schlüssel sind Paare einfacher Schlüssel: $\mathcal{K} = \mathcal{K}_1 \times \mathcal{K}_2$
  - Verschlüsselungen nacheinander ausgeführt: $e_{(K_1,K_2)}(x) = e_{K_2}(e_{K_1}(x))$
  - Entschlüsselung in umgekehrter Reihenfolge: $d_{(K_1,K_2)}(y) = d_{K_1}(d_{K_2}(y))$
  - Notation: $\boldsymbol{S_1 \times S_2}$ für $S_i = (\mathcal{P}_i, \mathcal{C}_i, \mathcal{K}_i, e, d)$
- **Iteration ist die häufigste Form**
  - $\boldsymbol{S^n} = S \times S \times .. \times S$ (n-faches Produkt von S mit sich selbst)
  - Benötigt endomorphe Kryptosysteme ($\mathcal{P} = \mathcal{C}$)

Produktchiffren: Verhärtung von Blockchiffren

- **Leicht herzustellen aus bestehenden Systemen**
  - Schlüssel sind Paare einfacher Schlüssel: $\mathcal{K} = \mathcal{K}_1 \times \mathcal{K}_2$
  - Verschlüsselungen nacheinander ausgeführt: $e_{(K_1,K_2)}(x) = e_{K_2}(e_{K_1}(x))$
  - Entschlüsselung in umgekehrter Reihenfolge: $d_{(K_1,K_2)}(y) = d_{K_1}(d_{K_2}(y))$
  - Notation: $\boldsymbol{S_1 \times S_2}$ für $S_i = (\mathcal{P}_i, \mathcal{C}_i, \mathcal{K}_i, e, d)$
- **Iteration ist die häufigste Form**
  - $\boldsymbol{S^n} = S \times S \times .. \times S$ (n-faches Produkt von S mit sich selbst)
  - Benötigt endomorphe Kryptosysteme ($\mathcal{P} = \mathcal{C}$)
- **Eigenschaften leicht zu untersuchen**
  - Produktchiffren sind assoziativ: $e_{((K_1,K_2),K_3)}(x) = e_{(K_1,(K_2,K_3))}(x)$
  - Produktchiffren sind i.a. nicht kommutativ: $e_{(K_1,K_2))}(x) \neq e_{(K_2,K_1)}(x)$

Produktchiffren: Verhärtung von Blockchiffren

- **Leicht herzustellen aus bestehenden Systemen**
  - Schlüssel sind Paare einfacher Schlüssel: $\mathcal{K} = \mathcal{K}_1 \times \mathcal{K}_2$
  - Verschlüsselungen nacheinander ausgeführt: $e_{(K_1,K_2)}(x) = e_{K_2}(e_{K_1}(x))$
  - Entschlüsselung in umgekehrter Reihenfolge: $d_{(K_1,K_2)}(y) = d_{K_1}(d_{K_2}(y))$
  - Notation: $\boldsymbol{S_1 \times S_2}$ für $S_i = (\mathcal{P}_i, \mathcal{C}_i, \mathcal{K}_i, e, d)$
- **Iteration ist die häufigste Form**
  - $\boldsymbol{S^n} = S \times S \times .. \times S$ (n-faches Produkt von S mit sich selbst)
  - Benötigt endomorphe Kryptosysteme ($\mathcal{P} = \mathcal{C}$)
- **Eigenschaften leicht zu untersuchen**
  - Produktchiffren sind assoziativ: $e_{((K_1,K_2),K_3)}(x) = e_{(K_1,(K_2,K_3))}(x)$
  - Produktchiffren sind i.a. nicht kommutativ: $e_{(K_1,K_2))}(x) \neq e_{(K_2,K_1)}(x)$
  - Iteration nutzt wenig bei idempotenten Kryptosystemen ($S \times S = S$)
    in diesem Fall gibt es immer ein $K_3 \in \mathcal{K}$ mit $e_{(K_1,K_2)}(x) = e_{K_3}(x)$

Produktchiffren: Verhärtung von Blockchiffren

- **Leicht herzustellen aus bestehenden Systemen**
  - Schlüssel sind Paare einfacher Schlüssel: $\mathcal{K} = \mathcal{K}_1 \times \mathcal{K}_2$
  - Verschlüsselungen nacheinander ausgeführt: $e_{(K_1,K_2)}(x) = e_{K_2}(e_{K_1}(x))$
  - Entschlüsselung in umgekehrter Reihenfolge: $d_{(K_1,K_2)}(y) = d_{K_1}(d_{K_2}(y))$
  - Notation: $\boldsymbol{S_1 \times S_2}$ für $S_i = (\mathcal{P}_i, \mathcal{C}_i, \mathcal{K}_i, e, d)$
- **Iteration ist die häufigste Form**
  - $\boldsymbol{S^n} = S \times S \times .. \times S$ (n-faches Produkt von S mit sich selbst)
  - Benötigt endomorphe Kryptosysteme ($\mathcal{P} = \mathcal{C}$)
- **Eigenschaften leicht zu untersuchen**
  - Produktchiffren sind assoziativ: $e_{((K_1,K_2),K_3)}(x) = e_{(K_1,(K_2,K_3))}(x)$
  - Produktchiffren sind i.a. nicht kommutativ: $e_{(K_1,K_2))}(x) \neq e_{(K_2,K_1)}(x)$
  - Iteration nutzt wenig bei idempotenten Kryptosystemen ($S \times S = S$)
    in diesem Fall gibt es immer ein $K_3 \in \mathcal{K}$ mit $e_{(K_1,K_2)}(x) = e_{K_3}(x)$
  - Idempotenz bleibt erhalten bei kommutierenden Systemen
    $(S_1 \times S_2) \times (S_1 \times S_2) = S_1 \times S_2$, falls die S_i idempotent sind

Aufbau iterativer Chiffren

- **Wiederholte Verschlüsselung mit Rundenfunktion**
  - Schlüssel K wird in n Teilschlüssel $K^1, .., K^n$ zerlegt

    Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der K^r liegt offen

Aufbau iterativer Chiffren

- **Wiederholte Verschlüsselung mit Rundenfunktion**
  - Schlüssel K wird in n Teilschlüssel $K^1, .., K^n$ zerlegt

    Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der K^r liegt offen
  - Rundenfunktion g erzeugt in Runde r mit K^r einen Zustand w^r
    - Anfangszustand ist Klartext: $w^0 = x$
    - Endzustand liefert Schlüsseltext: $y = w^n$
    - Runde r berechnet $w^r = g(w^{r-1}, K^r)$

Aufbau iterativer Chiffren

- **Wiederholte Verschlüsselung mit Rundenfunktion**
  - Schlüssel K wird in n Teilschlüssel $K^1, .., K^n$ zerlegt

    Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der K^r liegt offen
  - Rundenfunktion g erzeugt in Runde r mit K^r einen Zustand w^r
    - Anfangszustand ist Klartext: $w^0 = x$
    - Endzustand liefert Schlüsseltext: $y = w^n$
    - Runde r berechnet $w^r = g(w^{r-1}, K^r)$
- **Rundenfunktion muß injektiv in den K^r sein**
  - Es muß ein g^{-1} mit $g^{-1}(g(w, k), k) = w$ für alle k, w geben

Aufbau iterativer Chiffren

- **Wiederholte Verschlüsselung mit Rundenfunktion**
  - Schlüssel K wird in n Teilschlüssel $K^1, .., K^n$ zerlegt

    Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der K^r liegt offen
  - Rundenfunktion g erzeugt in Runde r mit K^r einen Zustand w^r
    - Anfangszustand ist Klartext: $w^0 = x$
    - Endzustand liefert Schlüsseltext: $y = w^n$
    - Runde r berechnet $w^r = g(w^{r-1}, K^r)$
- **Rundenfunktion muß injektiv in den K^r sein**
  - Es muß ein g^{-1} mit $g^{-1}(g(w,k),k) = w$ für alle k, w geben
  - Entschlüsselung mit gleichen Schlüsseln in umgekehrter Reihenfolge
    - Anfangszustand ist Schlüsseltext: $w^n = y$
    - Runde $n-r$ berechnet $w^r = g^{-1}(w^{r+1}, K^{r+1})$
    - Runde n liefert Klartext: $x = w^0$

Aufbau iterativer Chiffren

- **Wiederholte Verschlüsselung mit Rundenfunktion**
  - Schlüssel K wird in n Teilschlüssel $K^1, .., K^n$ zerlegt

    Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der K^r liegt offen
  - Rundenfunktion g erzeugt in Runde r mit K^r einen Zustand w^r
    - Anfangszustand ist Klartext: $w^0 = x$
    - Endzustand liefert Schlüsseltext: $y = w^n$
    - Runde r berechnet $w^r = g(w^{r-1}, K^r)$
- **Rundenfunktion muß injektiv in den K^r sein**
  - Es muß ein g^{-1} mit $g^{-1}(g(w,k),k) = w$ für alle k, w geben
  - Entschlüsselung mit gleichen Schlüsseln in umgekehrter Reihenfolge
    - Anfangszustand ist Schlüsseltext: $w^n = y$
    - Runde $n-r$ berechnet $w^r = g^{-1}(w^{r+1}, K^{r+1})$
    - Runde n liefert Klartext: $x = w^0$
- **Vermeide idempotente Kryptosysteme**
  - Wegen $S^n = S$ würde Iteration keine Verhärtung liefern

Iteration von Substitutionen und Permutationen

Iteration von Substitutionen und Permutationen

- **Rundenfunktion g hat drei Komponenten**
  - Binäre Addition des Teilschlüssels K^r: $u^r := w^{r-1} \oplus K^r$
  - Substitution von m Unterblöcken $u_{(i)}$ der Länge l: $v^r_{(i)} := \sigma(u^r_{(i)})$
  - Permutation aller Bits des entstehenden Blocks: $w^r_j := u^r_{\pi(j)}$

Iteration von Substitutionen und Permutationen

- **Rundenfunktion g hat drei Komponenten**
  - Binäre Addition des Teilschlüssels K^r: $u^r := w^{r-1} \oplus K^r$
  - Substitution von m Unterblöcken $u_{(i)}$ der Länge l: $v^r_{(i)} := \sigma(u^r_{(i)})$
  - Permutation aller Bits des entstehenden Blocks: $w^r_j := u^r_{\pi(j)}$
  - σ ist bijektive Substitution auf $\{0,1\}^l$, π Permutation auf $\{1..l{\cdot}m\}$
  - Länge der Blöcke (und Teilschlüssel) ist $l{\cdot}m$

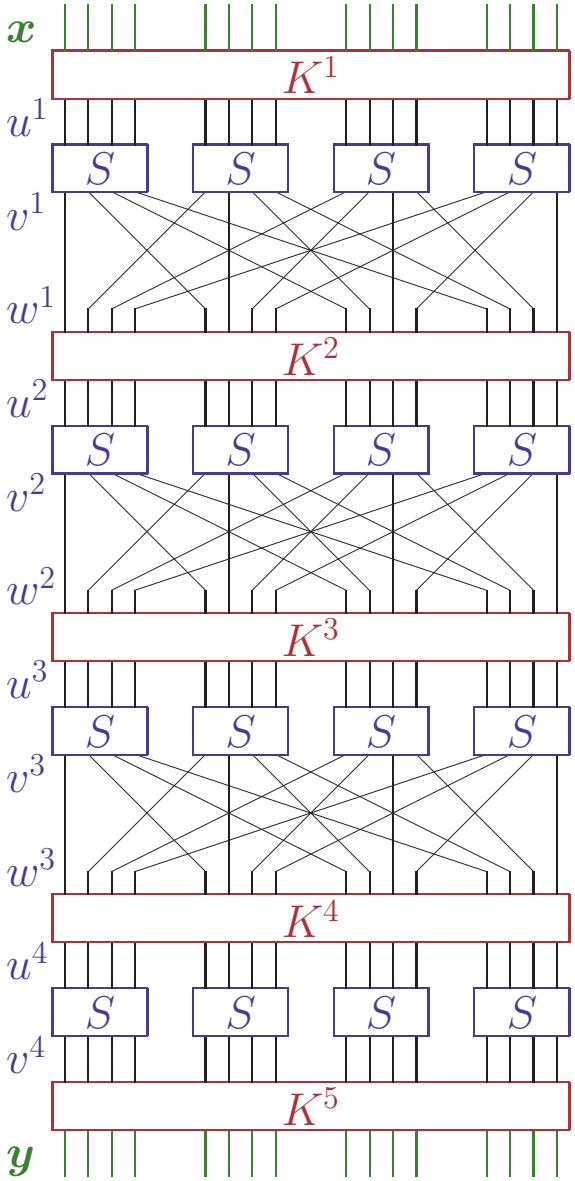
Iteration von Substitutionen und Permutationen

- **Rundenfunktion g hat drei Komponenten**
  - Binäre Addition des Teilschlüssels K^r: $u^r := w^{r-1} \oplus K^r$
  - Substitution von m Unterblöcken $u_{(i)}$ der Länge l: $v^r_{(i)} := \sigma(u^r_{(i)})$
  - Permutation aller Bits des entstehenden Blocks: $w^r_j := u^r_{\pi(j)}$
  - σ ist bijektive Substitution auf $\{0,1\}^l$, π Permutation auf $\{1..l{\cdot}m\}$
  - Länge der Blöcke (und Teilschlüssel) ist $l{\cdot}m$
- **Letzte Runde ist verändert**
  - Binäre Addition des Teilschlüssels K^n: $u^n := w^{n-1} \oplus K^n$
  - Substitution der Unterblöcke $u^n_{(i)}$: $v^n_{(i)} := \sigma(u^n_{(i)})$
  - Letzter Schritt Addition des Teilschlüssels K^{n+1}: $y := w^n \oplus K^{n+1}$

Iteration von Substitutionen und Permutationen

- **Rundenfunktion g hat drei Komponenten**
  - Binäre Addition des Teilschlüssels K^r: $u^r := w^{r-1} \oplus K^r$
  - Substitution von m Unterblöcken $u_{(i)}$ der Länge l: $v^r_{(i)} := \sigma(u^r_{(i)})$
  - Permutation aller Bits des entstehenden Blocks: $w^r_j := u^r_{\pi(j)}$
  - σ ist bijektive Substitution auf $\{0,1\}^l$, π Permutation auf $\{1..l{\cdot}m\}$
  - Länge der Blöcke (und Teilschlüssel) ist $l{\cdot}m$
- **Letzte Runde ist verändert**
  - Binäre Addition des Teilschlüssels K^n: $u^n := w^{n-1} \oplus K^n$
  - Substitution der Unterblöcke $u^n_{(i)}$: $v^n_{(i)} := \sigma(u^n_{(i)})$
  - Letzter Schritt Addition des Teilschlüssels K^{n+1}: $y := w^n \oplus K^{n+1}$
- **Einfache Implementierung in Soft-/Hardware**
  - Codierung von σ ("S-Box") und π als Tabelle (darf offenliegen)
  - Einfache Dechiffrierung von σ und π mit Umkehrtabelle
  - Auswahl der Bits von K^r aus K mit Schieberegister möglich

Ein einfaches SP-Netzwerk



$K = 0011\ 1010\ 1001\ 0100\ 1101\ 0110\ 0011\ 1111$

$\sigma =$

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
E	4	D	1	2	F	B	8	3	A	6	C	5	9	0	7

(hex.)

$\pi = [1\ 5\ 9\ 13\ 2\ 6\ 10\ 14\ 3\ 7\ 11\ 15\ 4\ 8\ 12\ 16]$

$x = w^0$	=	0010	0110	1011	0111
K^1	=	0011	1010	1001	0100
u^1	=	0001	1100	0010	0011
v^1	=	0100	0101	1101	0001
w^1	=	0010	1110	0000	0111
K^2	=	1010	1001	0100	1101
u^2	=	1000	0111	0100	1010
v^2	=	0011	1000	0010	0110
w^2	=	0100	0001	1011	1000
K^3	=	1001	0100	1101	0110
u^3	=	1101	0101	0110	1110
v^3	=	1001	1111	1011	0000
w^3	=	1110	0100	0110	1110
K^4	=	0100	1101	0110	0011
u^4	=	1010	1001	0000	1101
v^4	=	0110	1010	1110	1001
K^5	=	1101	0110	0011	1111
y	=	1011	1100	1001	0110

Sicherheit von SP-Netzwerken

- **Alles außer dem Schlüssel liegt offen**
  - Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der Teilschlüssel $K^1, .., K^n$
  - Struktur des Netzwerkes, Tabellen der S-Box σ und der Permutation π

Sicherheit von SP-Netzwerken

- **Alles außer dem Schlüssel liegt offen**
  - Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der Teilschlüssel $K^1, .., K^n$
  - Struktur des Netzwerkes, Tabellen der S-Box σ und der Permutation π
- **S-Boxen sind einzige nichtlineare Komponenten**
  - Permutation und binäre Addition sind affin-lineare Abbildungen
  - Identische kleine S-Boxen führen zu annähernd linearen Abbildungen

Sicherheit von SP-Netzwerken

- **Alles außer dem Schlüssel liegt offen**
  - Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der Teilschlüssel $K^1, .., K^n$
  - Struktur des Netzwerkes, Tabellen der S-Box σ und der Permutation π
- **S-Boxen sind einzige nichtlineare Komponenten**
  - Permutation und binäre Addition sind affin-lineare Abbildungen
  - Identische kleine S-Boxen führen zu annähernd linearen Abbildungen
- **Mögliche Attacken**
  - Brute-Force Attacken möglich bei zu kleinen Blocklängen (32 Bit), geringer Anzahl von Runden oder kleinen S-Boxen

Sicherheit von SP-Netzwerken

- **Alles außer dem Schlüssel liegt offen**
  - Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der Teilschlüssel $K^1, .., K^n$
  - Struktur des Netzwerkes, Tabellen der S-Box σ und der Permutation π
- **S-Boxen sind einzige nichtlineare Komponenten**
  - Permutation und binäre Addition sind affin-lineare Abbildungen
  - Identische kleine S-Boxen führen zu annähernd linearen Abbildungen
- **Mögliche Attacken**
  - Brute-Force Attacken möglich bei zu kleinen Blocklängen (32 Bit), geringer Anzahl von Runden oder kleinen S-Boxen
  - Lineare Kryptoanalyse versucht, Chiffrierfunktion des SPN durch lineare Abbildungen zu approximieren

Sicherheit von SP-Netzwerken

- **Alles außer dem Schlüssel liegt offen**
  - Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der Teilschlüssel $K^1, .., K^n$
  - Struktur des Netzwerkes, Tabellen der S-Box σ und der Permutation π
- **S-Boxen sind einzige nichtlineare Komponenten**
  - Permutation und binäre Addition sind affin-lineare Abbildungen
  - Identische kleine S-Boxen führen zu annähernd linearen Abbildungen
- **Mögliche Attacken**
  - Brute-Force Attacken möglich bei zu kleinen Blocklängen (32 Bit), geringer Anzahl von Runden oder kleinen S-Boxen
  - Lineare Kryptoanalyse versucht, Chiffrierfunktion des SPN durch lineare Abbildungen zu approximieren
  - Differentielle Kryptoanalyse versucht, Einflüsse von Änderungen im Klartext auf Änderungen im Schlüsseltext statistisch zu analysieren

Sicherheit von SP-Netzwerken

- **Alles außer dem Schlüssel liegt offen**
  - Key-Scheduling Verfahren zur Erzeugung der Teilschlüssel $K^1, .., K^n$
  - Struktur des Netzwerkes, Tabellen der S-Box σ und der Permutation π
- **S-Boxen sind einzige nichtlineare Komponenten**
  - Permutation und binäre Addition sind affin-lineare Abbildungen
  - Identische kleine S-Boxen führen zu annähernd linearen Abbildungen
- **Mögliche Attacken**
  - Brute-Force Attacken möglich bei zu kleinen Blocklängen (32 Bit), geringer Anzahl von Runden oder kleinen S-Boxen
  - Lineare Kryptoanalyse versucht, Chiffrierfunktion des SPN durch lineare Abbildungen zu approximieren
  - Differentielle Kryptoanalyse versucht, Einflüsse von Änderungen im Klartext auf Änderungen im Schlüsseltext statistisch zu analysieren
- **Variationen erhöhen Diffusion und Konfusion**
  - Verwendung großer, verschiedenartiger S-Boxen $\mapsto$ DES
  - Verwendung zusätzlicher linearer Transformationen $\mapsto$ AES

Feistel Chiffren

- **Aufteilung des Klartextes in zwei Teilblöcke**
  - Ein Block x der Länge $2l$ wird in zwei gleichgroße Teile L^0, R^0 zerlegt
  - Zuvor kann initiale Operation (z.B. Permutation) Konfusion erhöhen

Feistel Chiffren

- **Aufteilung des Klartextes in zwei Teilblöcke**
  - Ein Block x der Länge $2l$ wird in zwei gleichgroße Teile L^0, R^0 zerlegt
  - Zuvor kann initiale Operation (z.B. Permutation) Konfusion erhöhen
- **Rundenfunktion g verarbeitet beide Teilblöcke**
  - Rechter Teilblock geht nach links: $L^r := R^{r-1}$
  - Rechter Teilblock wird verschlüsselt: $u^r := f(R^{r-1}, K^r)$
  - Binäre Addition des linken Teilblocks: $R^r := L^{r-1} \oplus u^r$

Feistel Chiffren

- **Aufteilung des Klartextes in zwei Teilblöcke**
  - Ein Block x der Länge $2l$ wird in zwei gleichgroße Teile L^0, R^0 zerlegt
  - Zuvor kann initiale Operation (z.B. Permutation) Konfusion erhöhen
- **Rundenfunktion g verarbeitet beide Teilblöcke**
  - Rechter Teilblock geht nach links: $L^r := R^{r-1}$
  - Rechter Teilblock wird verschlüsselt: $u^r := f(R^{r-1}, K^r)$
  - Binäre Addition des linken Teilblocks: $R^r := L^{r-1} \oplus u^r$
  - f ist beliebige Verschlüsselungsfunktion auf $\{0,1\}^l \times \mathcal{K}$
  - In Runde n wird $y := L^n R^n$ zusammengesetzt

Feistel Chiffren

- **Aufteilung des Klartextes in zwei Teilblöcke**
  - Ein Block x der Länge $2l$ wird in zwei gleichgroße Teile L^0, R^0 zerlegt
  - Zuvor kann initiale Operation (z.B. Permutation) Konfusion erhöhen
- **Rundenfunktion g verarbeitet beide Teilblöcke**
  - Rechter Teilblock geht nach links: $L^r := R^{r-1}$
  - Rechter Teilblock wird verschlüsselt: $u^r := f(R^{r-1}, K^r)$
  - Binäre Addition des linken Teilblocks: $R^r := L^{r-1} \oplus u^r$
  - f ist beliebige Verschlüsselungsfunktion auf $\{0,1\}^l \times \mathcal{K}$
  - In Runde n wird $y := L^n R^n$ zusammengesetzt
- **Einfache Entschlüsselung**
  - Rechter Teilblock kommt von links: $R^{r-1} = L^r$
  - Linker Teilblock kommt von links: $L^{r-1} = R^r \oplus f(L^r, K^r)$

Der Data Encryption Standard (DES)

- **Erfolgreichstes Verschlüsselungsverfahren**
  - 1975 von IBM im Zuge einer öffentlichen Ausschreibung vorgestellt
  - 1977 in den USA als nationaler Standard zertifiziert
    mit einer geschätzten Lebensdauer von 10–15 Jahren

Der Data Encryption Standard (DES)

- **Erfolgreichstes Verschlüsselungsverfahren**
  - 1975 von IBM im Zuge einer öffentlichen Ausschreibung vorgestellt
  - 1977 in den USA als nationaler Standard zertifiziert
    mit einer geschätzten Lebensdauer von 10–15 Jahren
  - Vielfältiger Einsatz in Soft- und Hardwaremodulen
  - Erst 2000 durch den Advanced Encryption Standard (AES) abgelöst

Der Data Encryption Standard (DES)

- **Erfolgreichstes Verschlüsselungsverfahren**
  - 1975 von IBM im Zuge einer öffentlichen Ausschreibung vorgestellt
  - 1977 in den USA als nationaler Standard zertifiziert
    mit einer geschätzten Lebensdauer von 10–15 Jahren
  - Vielfältiger Einsatz in Soft- und Hardwaremodulen
  - Erst 2000 durch den Advanced Encryption Standard (AES) abgelöst
- **Modifizierte Feistel-Chiffre mit 64 Bit Schlüssel**
  - Netto-Schlüssellänge nur 56 Bit (8 Bit Parität)

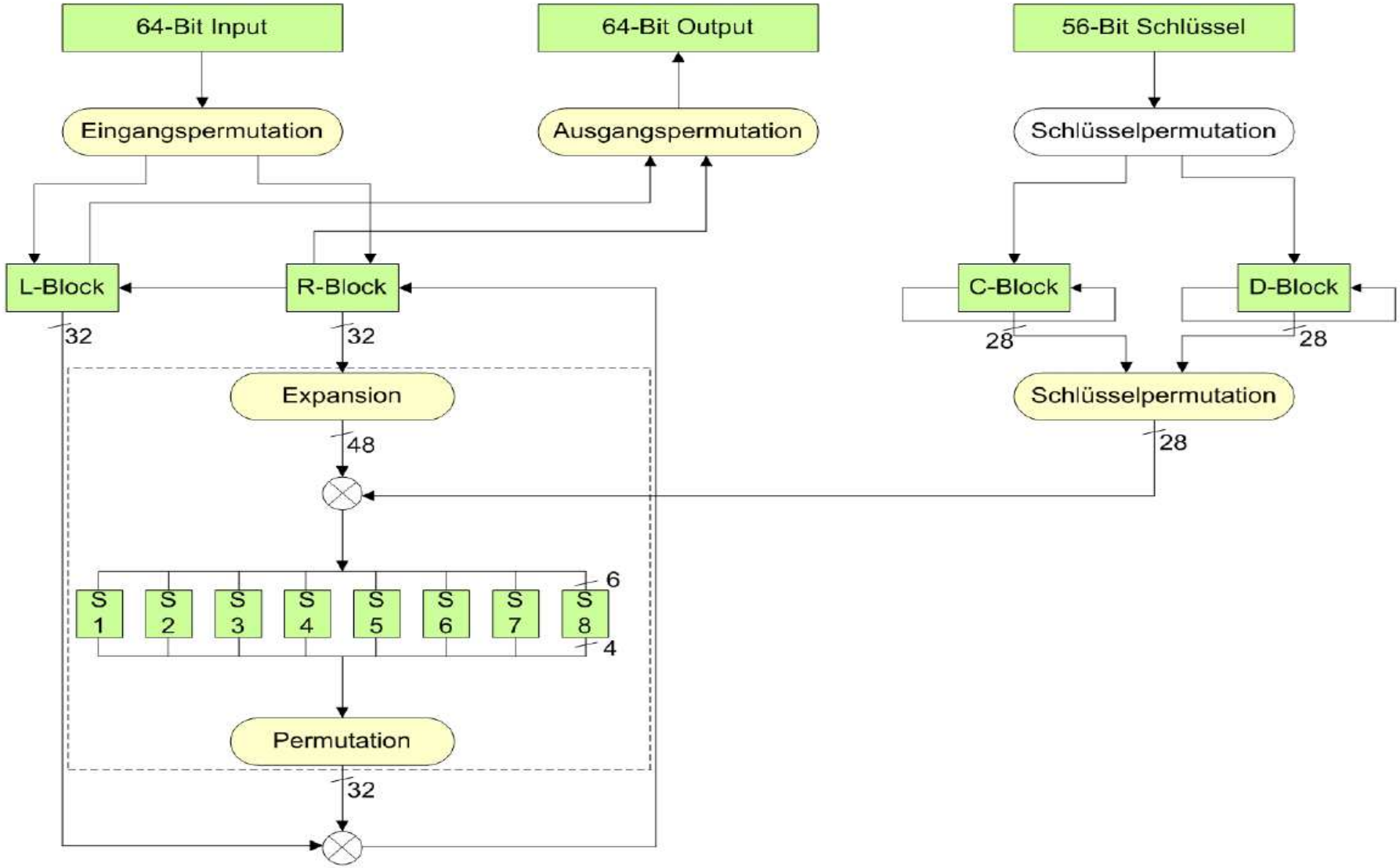
Der Data Encryption Standard (DES)

- **Erfolgreichstes Verschlüsselungsverfahren**
  - 1975 von IBM im Zuge einer öffentlichen Ausschreibung vorgestellt
  - 1977 in den USA als nationaler Standard zertifiziert
    mit einer geschätzten Lebensdauer von 10–15 Jahren
  - Vielfältiger Einsatz in Soft- und Hardwaremodulen
  - Erst 2000 durch den Advanced Encryption Standard (AES) abgelöst
- **Modifizierte Feistel-Chiffre mit 64 Bit Schlüssel**
  - Netto-Schlüssellänge nur 56 Bit (8 Bit Parität)
  - Zusätzliche initiale Permutation im ersten Schritt
  - 16 Iterationsrunden
  - Inverse initiale Permutation im letzten Schritt

Der Data Encryption Standard (DES)

- **Erfolgreichstes Verschlüsselungsverfahren**
  - 1975 von IBM im Zuge einer öffentlichen Ausschreibung vorgestellt
  - 1977 in den USA als nationaler Standard zertifiziert
    mit einer geschätzten Lebensdauer von 10–15 Jahren
  - Vielfältiger Einsatz in Soft- und Hardwaremodulen
  - Erst 2000 durch den Advanced Encryption Standard (AES) abgelöst
- **Modifizierte Feistel-Chiffre mit 64 Bit Schlüssel**
  - Netto-Schlüssellänge nur 56 Bit (8 Bit Parität)
  - Zusätzliche initiale Permutation im ersten Schritt
  - 16 Iterationsrunden
  - Inverse initiale Permutation im letzten Schritt
  - Rechte und linke Teilblöcke werden auf je 48 Bit expandiert
  - 8 verschiedene S-Boxen mit je 6 Bit Eingabe / 4 Bit Ausgabe

Aufbau des DES



Komponenten des DES

- **Klartext- und Schlüsselraum**
  - 64 Bit Blöcke ($\{0,1\}^{64}$), üblicherweise hexadezimal notiert

Komponenten des DES

- **Klartext- und Schlüsselraum**
  - 64 Bit Blöcke ($\{0,1\}^{64}$), üblicherweise hexadezimal notiert
- **Initiale Permutation IP:** $\{0,1\}^{64} \longrightarrow \{0,1\}^{64}$
  - Festgewählte Bitpermutation auf Vektoren der Länge 64 (Tabelle)

58	50	42	34	26	18	10	2	60	52	44	36	28	20	12	4
62	54	46	38	30	22	14	6	64	56	48	40	32	24	16	8
57	49	41	33	25	17	9	1	59	51	43	35	27	19	11	3
61	53	45	37	29	21	13	5	63	55	47	39	31	23	15	7

  - Keine erkennbare Methodik für Auswahl der spezifischen Permutation

Komponenten des DES

- **Klartext- und Schlüsselraum**
  - 64 Bit Blöcke ($\{0,1\}^{64}$), üblicherweise hexadezimal notiert
- **Initiale Permutation IP:** $\{0,1\}^{64} \rightarrow \{0,1\}^{64}$
  - Festgewählte Bitpermutation auf Vektoren der Länge 64 (Tabelle)

58	50	42	34	26	18	10	2	60	52	44	36	28	20	12	4
62	54	46	38	30	22	14	6	64	56	48	40	32	24	16	8
57	49	41	33	25	17	9	1	59	51	43	35	27	19	11	3
61	53	45	37	29	21	13	5	63	55	47	39	31	23	15	7

  - Keine erkennbare Methodik für Auswahl der spezifischen Permutation
- **Expansionsfunktion E:** $\{0,1\}^{32} \rightarrow \{0,1\}^{48}$
  - Beschrieben durch festgewählte Expansionstabelle mit 48 Einträgen

Komponenten des DES

- **Klartext- und Schlüsselraum**
  - 64 Bit Blöcke ($\{0,1\}^{64}$), üblicherweise hexadezimal notiert
- **Initiale Permutation IP:** $\{0,1\}^{64} \to \{0,1\}^{64}$
  - Festgewählte Bitpermutation auf Vektoren der Länge 64 (Tabelle)

58	50	42	34	26	18	10	2	60	52	44	36	28	20	12	4
62	54	46	38	30	22	14	6	64	56	48	40	32	24	16	8
57	49	41	33	25	17	9	1	59	51	43	35	27	19	11	3
61	53	45	37	29	21	13	5	63	55	47	39	31	23	15	7

  - Keine erkennbare Methodik für Auswahl der spezifischen Permutation
- **Expansionsfunktion E:** $\{0,1\}^{32} \to \{0,1\}^{48}$
  - Beschrieben durch festgewählte Expansionstabelle mit 48 Einträgen
- **Acht S-Boxen S_i:** $\{0,1\}^{6} \to \{0,1\}^{4}$
  - Je 4 festgewählte Permutationstabellen auf $\{0,1\}^4$
  - Erstes und letztes Bit eines 6er-Blocks bestimmt Auswahl der Tabelle

Komponenten des DES

- **Klartext- und Schlüsselraum**
  - 64 Bit Blöcke ($\{0,1\}^{64}$), üblicherweise hexadezimal notiert
- **Initiale Permutation IP:** $\{0,1\}^{64} \to \{0,1\}^{64}$
  - Festgewählte Bitpermutation auf Vektoren der Länge 64 (Tabelle)

58	50	42	34	26	18	10	2	60	52	44	36	28	20	12	4
62	54	46	38	30	22	14	6	64	56	48	40	32	24	16	8
57	49	41	33	25	17	9	1	59	51	43	35	27	19	11	3
61	53	45	37	29	21	13	5	63	55	47	39	31	23	15	7

  - Keine erkennbare Methodik für Auswahl der spezifischen Permutation
- **Expansionsfunktion E:** $\{0,1\}^{32} \to \{0,1\}^{48}$
  - Beschrieben durch festgewählte Expansionstabelle mit 48 Einträgen
- **Acht S-Boxen S_i:** $\{0,1\}^{6} \to \{0,1\}^{4}$
  - Je 4 festgewählte Permutationstabellen auf $\{0,1\}^4$
  - Erstes und letztes Bit eines 6er-Blocks bestimmt Auswahl der Tabelle
- **Permutation P:** $\{0,1\}^{32} \to \{0,1\}^{32}$
  - Festgewählte Bitpermutation auf Vektoren der Länge 32 (Tabelle)

Bestimmung der Rundenschlüssel des DES

- **Auswahl von zweimal 28 Bit aus 64**
  - Paritätsbits 8 16 24 32 40 48 56 64 werden entfernt
  - Tabelle PC1 ordnet je 28 Bit den Teilschlüsselblöcken C_0 und D_0 zu

Bestimmung der Rundenschlüssel des DES

- **Auswahl von zweimal 28 Bit aus 64**
  - Paritätsbits 8 16 24 32 40 48 56 64 werden entfernt
  - Tabelle PC1 ordnet je 28 Bit den Teilschlüsselblöcken C_0 und D_0 zu
- **Zirkuläre Verschiebung in jeder Runde**
  - In Runde i bestimme C_i und D_i aus C_{i-1} bzw. D_{i-1} durch zirkuläre Linksverschiebung um 2 Stellen (nur eine Stelle in Runde 1,2,9,16)

Bestimmung der Rundenschlüssel des DES

- **Auswahl von zweimal 28 Bit aus 64**
  - Paritätsbits 8 16 24 32 40 48 56 64 werden entfernt
  - Tabelle PC1 ordnet je 28 Bit den Teilschlüsselblöcken C_0 und D_0 zu
- **Zirkuläre Verschiebung in jeder Runde**
  - In Runde i bestimme C_i und D_i aus C_{i-1} bzw. D_{i-1} durch zirkuläre Linksverschiebung um 2 Stellen (nur eine Stelle in Runde 1,2,9,16)
- **Auswahl von 48 Bit aus zweimal 28 Bit**
  - Tabelle PC2 wählt 48 Bit aus den Teilschlüsselblöcken C_i und D_i aus
  - Resultierender Schlüssel K_i wird in Runde i zum Resultat der Expansion binär addiert und an S-Boxen übergeben

Eigenschaften des DES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Prinzip der Feistel-Chiffren: $R^{r-1} = L^r, \;\; L^{r-1} = R^r \oplus f(L^r, K^r)$
  - Ausführung des DES mit vertauschten Teiltextblöcken
  - Anwendung der Rundenschlüssel in umgekehrter Reihenfolge

Eigenschaften des DES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Prinzip der Feistel-Chiffren: $R^{r-1} = L^r, \;\; L^{r-1} = R^r \oplus f(L^r, K^r)$
  - Ausführung des DES mit vertauschten Teiltextblöcken
  - Anwendung der Rundenschlüssel in umgekehrter Reihenfolge
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar

Eigenschaften des DES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Prinzip der Feistel-Chiffren: $R^{r-1} = L^r, \;\; L^{r-1} = R^r \oplus f(L^r, K^r)$
  - Ausführung des DES mit vertauschten Teiltextblöcken
  - Anwendung der Rundenschlüssel in umgekehrter Reihenfolge
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar
- **Sicherheitsaspekte**
  - Sicherheit basiert auf S-Boxen (einzige nichtlineare Komponente)
    Spezifische Tabellen sollten differentielle Analyse erschweren

Eigenschaften des DES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Prinzip der Feistel-Chiffren: $R^{r-1} = L^r, \;\; L^{r-1} = R^r \oplus f(L^r, K^r)$
  - Ausführung des DES mit vertauschten Teiltextblöcken
  - Anwendung der Rundenschlüssel in umgekehrter Reihenfolge
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar
- **Sicherheitsaspekte**
  - Sicherheit basiert auf S-Boxen (einzige nichtlineare Komponente)
    Spezifische Tabellen sollten differentielle Analyse erschweren
  - 56 Bit Schlüssellänge erlaubt Brute-Force Attacken mit Spezialhardware
    1999: 100000 PC's benötigen nur 22 Stunden (DES Challenge III)

Eigenschaften des DES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Prinzip der Feistel-Chiffren: $R^{r-1} = L^r, \;\; L^{r-1} = R^r \oplus f(L^r, K^r)$
  - Ausführung des DES mit vertauschten Teiltextblöcken
  - Anwendung der Rundenschlüssel in umgekehrter Reihenfolge
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar
- **Sicherheitsaspekte**
  - Sicherheit basiert auf S-Boxen (einzige nichtlineare Komponente)
    Spezifische Tabellen sollten differentielle Analyse erschweren
  - 56 Bit Schlüssellänge erlaubt Brute-Force Attacken mit Spezialhardware
    1999: 100000 PC's benötigen nur 22 Stunden (DES Challenge III)
  - 1994: Lineare Kryptoanalyse mit 2^{43} Klartext-/Schlüsseltextpaaren
    benötigt 10 Tage mit 12 Workstations, um Schlüssel zu brechen

Eigenschaften des DES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Prinzip der Feistel-Chiffren: $R^{r-1} = L^r, \;\; L^{r-1} = R^r \oplus f(L^r, K^r)$
  - Ausführung des DES mit vertauschten Teiltextblöcken
  - Anwendung der Rundenschlüssel in umgekehrter Reihenfolge
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar
- **Sicherheitsaspekte**
  - Sicherheit basiert auf S-Boxen (einzige nichtlineare Komponente)
    Spezifische Tabellen sollten differentielle Analyse erschweren
  - 56 Bit Schlüssellänge erlaubt Brute-Force Attacken mit Spezialhardware
    1999: 100000 PC's benötigen nur 22 Stunden (DES Challenge III)
  - 1994: Lineare Kryptoanalyse mit 2^{43} Klartext-/Schlüsseltextpaaren
    benötigt 10 Tage mit 12 Workstations, um Schlüssel zu brechen

Einfacher DES ist heute nicht mehr sicher genug

Der Advanced Encryption Standard

- **Aktueller Standard für 'normale' Anwendungen**
  - 1998 im Rahmen einer öffentlichen Ausschreibung entwickelt
  - 2000 in öffentlichem Verfahren ausgewählt
  - Vollständig offengelegt und frei verfügbar (ohne Patentansprüche)
  - Einsatz in nahezu allen Anwendungen mit großem Datendurchsatz

Der Advanced Encryption Standard

- **Aktueller Standard für 'normale' Anwendungen**
  - 1998 im Rahmen einer öffentlichen Ausschreibung entwickelt
  - 2000 in öffentlichem Verfahren ausgewählt
  - Vollständig offengelegt und frei verfügbar (ohne Patentansprüche)
  - Einsatz in nahezu allen Anwendungen mit großem Datendurchsatz
- **Entwurfs- und Auswahlkriterien**
  - Blocklänge mindestens 128 Bit
  - Unterstützung für Schlüssellänge 128, 192 und 256

Der Advanced Encryption Standard

- **Aktueller Standard für 'normale' Anwendungen**
  - 1998 im Rahmen einer öffentlichen Ausschreibung entwickelt
  - 2000 in öffentlichem Verfahren ausgewählt
  - Vollständig offengelegt und frei verfügbar (ohne Patentansprüche)
  - Einsatz in nahezu allen Anwendungen mit großem Datendurchsatz
- **Entwurfs- und Auswahlkriterien**
  - Blocklänge mindestens 128 Bit
  - Unterstützung für Schlüssellänge 128, 192 und 256
  - Algorithmische Qualität: leichte Umsetzung in Hard- und Software

Der Advanced Encryption Standard

- **Aktueller Standard für 'normale' Anwendungen**
  - 1998 im Rahmen einer öffentlichen Ausschreibung entwickelt
  - 2000 in öffentlichem Verfahren ausgewählt
  - Vollständig offengelegt und frei verfügbar (ohne Patentansprüche)
  - Einsatz in nahezu allen Anwendungen mit großem Datendurchsatz
- **Entwurfs- und Auswahlkriterien**
  - Blocklänge mindestens 128 Bit
  - Unterstützung für Schlüssellänge 128, 192 und 256
  - Algorithmische Qualität: leichte Umsetzung in Hard- und Software
  - Effizienz: überdurchschnittlich hohe Performanz in Hard- und Software
    Geringer Ressourcenbedarf

Der Advanced Encryption Standard

- **Aktueller Standard für 'normale' Anwendungen**
  - 1998 im Rahmen einer öffentlichen Ausschreibung entwickelt
  - 2000 in öffentlichem Verfahren ausgewählt
  - Vollständig offengelegt und frei verfügbar (ohne Patentansprüche)
  - Einsatz in nahezu allen Anwendungen mit großem Datendurchsatz
- **Entwurfs- und Auswahlkriterien**
  - Blocklänge mindestens 128 Bit
  - Unterstützung für Schlüssellänge 128, 192 und 256
  - Algorithmische Qualität: leichte Umsetzung in Hard- und Software
  - Effizienz: überdurchschnittlich hohe Performanz in Hard- und Software
    Geringer Ressourcenbedarf
  - Sicherheit gegenüber allen bekannten Attacken,
    auch gegenüber Power- und Timingattacken auf Hardware

Aufbau des AES (Rijndael Algorithmus)

- **Modifiziertes SP Netzwerk**
  - Feste Blocklänge 128 Bit, üblicherweise notiert als 16 bytes
  - Rundenanzahl abhängig von Schlüssellänge
    10 Runden bei 128 Bit, 12 bei 192 Bit, 14 bei 256 Bit

Aufbau des AES (Rijndael Algorithmus)

- **Modifiziertes SP Netzwerk**
  - Feste Blocklänge 128 Bit, üblicherweise notiert als 16 bytes
  - Rundenanzahl abhängig von Schlüssellänge
    10 Runden bei 128 Bit, 12 bei 192 Bit, 14 bei 256 Bit
- **Runden haben vier Komponenten**
  - Binäre Addition des Rundenschlüssels K^r — AddRoundKey
  - Anwendung einer 8x8 S-Box auf 16 Byte-Unterblöcke — SubBytes
  - Permutation aller Bits des entstehenden 128-Bit Blocks — ShiftRows
  - Anwendung einer zusätzlichen linearen Transformation — MixColumns

Aufbau des AES (Rijndael Algorithmus)

- **Modifiziertes SP Netzwerk**
  - Feste Blocklänge 128 Bit, üblicherweise notiert als 16 bytes
  - Rundenanzahl abhängig von Schlüssellänge
    10 Runden bei 128 Bit, 12 bei 192 Bit, 14 bei 256 Bit
- **Runden haben vier Komponenten**
  - Binäre Addition des Rundenschlüssels K^r — AddRoundKey
  - Anwendung einer 8x8 S-Box auf 16 Byte-Unterblöcke — SubBytes
  - Permutation aller Bits des entstehenden 128-Bit Blocks — ShiftRows
  - Anwendung einer zusätzlichen linearen Transformation — MixColumns
  - Konkrete Komponenten wurden über algebraische Operationen entwickelt, sind aber als Tabellen dargestellt
  - Alle Operationen sind invertierbar

Aufbau des AES (Rijndael Algorithmus)

- **Modifiziertes SP Netzwerk**
  - Feste Blocklänge 128 Bit, üblicherweise notiert als 16 bytes
  - Rundenanzahl abhängig von Schlüssellänge
    10 Runden bei 128 Bit, 12 bei 192 Bit, 14 bei 256 Bit
- **Runden haben vier Komponenten**
  - Binäre Addition des Rundenschlüssels K^r — AddRoundKey
  - Anwendung einer 8x8 S-Box auf 16 Byte-Unterblöcke — SubBytes
  - Permutation aller Bits des entstehenden 128-Bit Blocks — ShiftRows
  - Anwendung einer zusätzlichen linearen Transformation — MixColumns
  - Konkrete Komponenten wurden über algebraische Operationen entwickelt, sind aber als Tabellen dargestellt
  - Alle Operationen sind invertierbar
- **Letzte Runde ohne Transformation**
  - Ausführung von AddRoundKey, SubBytes, ShiftRows, AddRoundKey

Bestimmung der Rundenschlüssel des AES

- **Key-Scheduling berechnet 44 Worte a' 32 Bit**
  - Je 4 Worte werden zu einem Rundenschlüssel zusammengesetzt

Bestimmung der Rundenschlüssel des AES

- **Key-Scheduling berechnet 44 Worte a' 32 Bit**
  - Je 4 Worte werden zu einem Rundenschlüssel zusammengesetzt
- **Initialisierung der ersten 4 Worte aus Schlüssel**
  - w_0 := erste vier Bytes von K, w_2 := zweite vier Bytes, usw.

Bestimmung der Rundenschlüssel des AES

- **Key-Scheduling berechnet 44 Worte a' 32 Bit**
  - Je 4 Worte werden zu einem Rundenschlüssel zusammengesetzt
- **Initialisierung der ersten 4 Worte aus Schlüssel**
  - w_0 := erste vier Bytes von K, w_2 := zweite vier Bytes, usw.
- **Iterative Berechnung von $w_4..w_{43}$**
  - w_i berechnet sich aus $w_{i-1} \oplus w_{i-4}$

Bestimmung der Rundenschlüssel des AES

- **Key-Scheduling berechnet 44 Worte a' 32 Bit**
  - Je 4 Worte werden zu einem Rundenschlüssel zusammengesetzt
- **Initialisierung der ersten 4 Worte aus Schlüssel**
  - w_0 := erste vier Bytes von K, w_2 := zweite vier Bytes, usw.
- **Iterative Berechnung von $w_4..w_{43}$**
  - w_i berechnet sich aus $w_{i-1} \oplus w_{i-4}$
  - In jeder vierten Runde wird w_{i-1} zuvor modifiziert durch
    - Zyklyschen Linksshift der Bytes — RotWord
    - Anwendung der AES S-Box auf jedes entstehende Byte — SubWord
    - Binäre Addition eines vordefinierten Wortes — RCon[i/4]

Bestimmung der Rundenschlüssel des AES

- **Key-Scheduling berechnet 44 Worte a' 32 Bit**
  - Je 4 Worte werden zu einem Rundenschlüssel zusammengesetzt
- **Initialisierung der ersten 4 Worte aus Schlüssel**
  - w_0 := erste vier Bytes von K, w_2 := zweite vier Bytes, usw.
- **Iterative Berechnung von $w_4..w_{43}$**
  - w_i berechnet sich aus $w_{i-1} \oplus w_{i-4}$
  - In jeder vierten Runde wird w_{i-1} zuvor modifiziert durch
    - Zyklyschen Linksshift der Bytes — RotWord
    - Anwendung der AES S-Box auf jedes entstehende Byte — SubWord
    - Binäre Addition eines vordefinierten Wortes — RCon[i/4]
- **Modifizierte Version für 192/256 Bit Schlüssel**
  - Es werden 52 bzw. 60 Worte erzeugt (12 bzw. 14 Rundenschlüssel)
  - Initiale Auswahl kann 6 bzw. 8 Worte generieren

Key-Expansion Algorithmus des AES

```
proc KeyExpansion(K, w);
begin external RotWord; SubWord;
RCon[1] := 01000000; RCon[2] := 02000000;
RCon[3] := 04000000; RCon[4] := 08000000;
RCon[5] := 10000000; RCon[6] := 20000000;
RCon[7] := 40000000; RCon[8] := 80000000;
RCon[9] := 1B000000; RCon[10] := 36000000;
for i := 0 to 3 do
   w[i] := (K[4i]; K[4i+1]; K[4i+2]; K[4i+3])
endfor;
for i := 4 to 43 do
  temp := w[i-1];
  if (i mod 4 = 0)
     then temp := SubWord(RotWord(temp)) XOR RCon[i/4];
  w[i] := w[i-4] XOR temp
  endfor;
return (w[0] ... w[43]);
end
```

Komponenten des AES

- **S-Box SubBytes: $\{0,1\}^8 \rightarrow \{0,1\}^8$**
  - Bytes werden mit Elementen des endlichen Körpers $GF(2^8)$ identifiziert

    $b = (b_7, .., b_0)$ entspricht dem Polynom $\sum_{i=1}^{7} b_i x^i$

Komponenten des AES

- **S-Box SubBytes: $\{0,1\}^8 \to \{0,1\}^8$**
  - Bytes werden mit Elementen des endlichen Körpers $GF(2^8)$ identifiziert

    $b = (b_7, .., b_0)$ entspricht dem Polynom $\sum_{i=1}^{7} b_i x^i$
  - Aus einem Byte b berechnet SubBytes den Wert $b^{-1} \star A \oplus c$

    wobei $A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$ und $c = (1, 1, 0, 0, 0, 1, 1, 0)$
  - Multiplikation/Invertierung wird modulo $x^8 + x^4 + x^3 + x + 1$ ausgeführt

Komponenten des AES

- **S-Box SubBytes: $\{0,1\}^8 \to \{0,1\}^8$**
  - Bytes werden mit Elementen des endlichen Körpers $GF(2^8)$ identifiziert

    $b = (b_7, .., b_0)$ entspricht dem Polynom $\sum_{i=1}^{7} b_i x^i$
  - Aus einem Byte b berechnet SubBytes den Wert $b^{-1} \star A \oplus c$

    wobei $A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$ und $c = (1, 1, 0, 0, 0, 1, 1, 0)$
  - Multiplikation/Invertierung wird modulo $x^8 + x^4 + x^3 + x + 1$ ausgeführt
  - Abbildung erzeugt Nichtlinearität und wird als Tabelle gespeichert

Komponenten des AES

- **S-Box SubBytes: $\{0,1\}^8 \to \{0,1\}^8$**
  - Bytes werden mit Elementen des endlichen Körpers $GF(2^8)$ identifiziert
    $b = (b_7, .., b_0)$ entspricht dem Polynom $\sum_{i=1}^{7} b_i x^i$
  - Aus einem Byte b berechnet SubBytes den Wert $b^{-1} \star A \oplus c$
    wobei $A = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$ und $c = (1, 1, 0, 0, 0, 1, 1, 0)$
  - Multiplikation/Invertierung wird modulo $x^8 + x^4 + x^3 + x + 1$ ausgeführt
  - Abbildung erzeugt Nichtlinearität und wird als Tabelle gespeichert
- **Erforderliche Hintergrundmathematik**
  - Polynomringe über endlichen Körpern
  - Erzeugung endlicher Körper (Galoistheorie)

Weitere Komponenten des AES

- **Permutation ShiftRows: $\{0,1\}^{128} \longrightarrow \{0,1\}^{128}$**
  - Bytepermutation auf Byte-Vektoren der Länge 16 (Tabelle)
  - Vektoren werden als Matrix $\begin{pmatrix} v_0 & v_4 & v_8 & v_{12} \\ v_1 & v_5 & v_9 & v_{13} \\ v_2 & v_6 & v_{10} & v_{14} \\ v_3 & v_7 & v_{11} & v_{15} \end{pmatrix}$ geschrieben
  - ShiftRows verschiebt Zeile i zyklisch um i Positionen nach links

Weitere Komponenten des AES

- **Permutation ShiftRows: $\{0,1\}^{128} \to \{0,1\}^{128}$**
  - Bytepermutation auf Byte-Vektoren der Länge 16 (Tabelle)
  - Vektoren werden als Matrix $\begin{pmatrix} v_0 & v_4 & v_8 & v_{12} \\ v_1 & v_5 & v_9 & v_{13} \\ v_2 & v_6 & v_{10} & v_{14} \\ v_3 & v_7 & v_{11} & v_{15} \end{pmatrix}$ geschrieben
  - ShiftRows verschiebt Zeile i zyklisch um i Positionen nach links
- **MixColumns: multipliziere Spalten in $GF(2^8)$**
  - MixColumns multipliziert Spalten mit $\begin{pmatrix} x & x{+}1 & 1 & 1 \\ 1 & x & x{+}1 & 1 \\ 1 & 1 & x & x{+}1 \\ x{+}1 & 1 & 1 & x \end{pmatrix}$

    wobei jedes Byte einer Spalte als Polynom betrachtet wird
  - Lineare Abbildung, die starke Diffusion der Spalten erzeugt

Eigenschaften des AES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Rückwärtsanwendung des gesamten Verfahrens
  - Jede einzelne Operation ist invertierbar
  - Rundenschlüssel müssen in umgekehrter Reihenfolge eingesetzt werden

Eigenschaften des AES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Rückwärtsanwendung des gesamten Verfahrens
  - Jede einzelne Operation ist invertierbar
  - Rundenschlüssel müssen in umgekehrter Reihenfolge eingesetzt werden
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Einfache algorithmische Struktur, sehr effiziente Ausführung möglich
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar

Eigenschaften des AES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Rückwärtsanwendung des gesamten Verfahrens
  - Jede einzelne Operation ist invertierbar
  - Rundenschlüssel müssen in umgekehrter Reihenfolge eingesetzt werden
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Einfache algorithmische Struktur, sehr effiziente Ausführung möglich
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar
- **Sicherheitsaspekte**
  - Verfahren liegt vollständig offen und wurde von Fachwelt inspiziert

Eigenschaften des AES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Rückwärtsanwendung des gesamten Verfahrens
  - Jede einzelne Operation ist invertierbar
  - Rundenschlüssel müssen in umgekehrter Reihenfolge eingesetzt werden
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Einfache algorithmische Struktur, sehr effiziente Ausführung möglich
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar
- **Sicherheitsaspekte**
  - Verfahren liegt vollständig offen und wurde von Fachwelt inspiziert
  - 128 Bit Schlüssellänge verhindert Brute-Force Attacken

Eigenschaften des AES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Rückwärtsanwendung des gesamten Verfahrens
  - Jede einzelne Operation ist invertierbar
  - Rundenschlüssel müssen in umgekehrter Reihenfolge eingesetzt werden
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Einfache algorithmische Struktur, sehr effiziente Ausführung möglich
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar
- **Sicherheitsaspekte**
  - Verfahren liegt vollständig offen und wurde von Fachwelt inspiziert
  - 128 Bit Schlüssellänge verhindert Brute-Force Attacken
  - Algebraische Konstruktion der Tabellen und lineare Transformation erzeugen nahezu uniforme Verteilung der Schlüsseltexte
    Lineare und differentielle Analyse ist praktisch unmöglich

Eigenschaften des AES

- **Einfache Entschlüsselung des Chiffretextes**
  - Rückwärtsanwendung des gesamten Verfahrens
  - Jede einzelne Operation ist invertierbar
  - Rundenschlüssel müssen in umgekehrter Reihenfolge eingesetzt werden
- **Schnelle Verarbeitung großer Datenmengen**
  - Einfache algorithmische Struktur, sehr effiziente Ausführung möglich
  - Alle Bestandteile sind als Hardwarekomponenten realisierbar
- **Sicherheitsaspekte**
  - Verfahren liegt vollständig offen und wurde von Fachwelt inspiziert
  - 128 Bit Schlüssellänge verhindert Brute-Force Attacken
  - Algebraische Konstruktion der Tabellen und lineare Transformation erzeugen nahezu uniforme Verteilung der Schlüsseltexte
    Lineare und differentielle Analyse ist praktisch unmöglich

Zur Zeit sicher gegen alle bekannten Attacken

Lineare Kryptoanalyse – Idee

Approximiere Chiffrierung durch lineare Abbildung

Lineare Kryptoanalyse – Idee

Approximiere Chiffrierung durch lineare Abbildung

- **SPNs und DES haben wenig nichtlineare Anteile**
  - Ein Ausgabebit y_j könnte 'wahrscheinliche Linearkombination' der Eingabebits $x_1, .., x_m$ sein
  - D.h. die Wahrscheinlichkeit, daß $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k$ und y_j für bestimmte $a_1, .., a_m$ den gleichen Wert annehmen, ist nicht $1/2$ ($\hat{=}$ völliger Zufall)

Lineare Kryptoanalyse – Idee

Approximiere Chiffrierung durch lineare Abbildung

- **SPNs und DES haben wenig nichtlineare Anteile**
  - Ein Ausgabebit y_j könnte 'wahrscheinliche Linearkombination' der Eingabebits $x_1, .., x_m$ sein
  - D.h. die Wahrscheinlichkeit, daß $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k$ und y_j für bestimmte $a_1, .., a_m$ den gleichen Wert annehmen, ist nicht $1/2$ ($\hat{=}$ völliger Zufall)
  - Untersuche Wahrscheinlichkeit des Ereignisses $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k \oplus y_j = 0$

Lineare Kryptoanalyse – Idee

Approximiere Chiffrierung durch lineare Abbildung

- **SPNs und DES haben wenig nichtlineare Anteile**
  - Ein Ausgabebit y_j könnte 'wahrscheinliche Linearkombination' der Eingabebits $x_1, .., x_m$ sein
  - D.h. die Wahrscheinlichkeit, daß $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k$ und y_j für bestimmte $a_1, .., a_m$ den gleichen Wert annehmen, ist nicht $1/2$ ($\hat{=}$ völliger Zufall)
  - Untersuche Wahrscheinlichkeit des Ereignisses $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k \oplus y_j = 0$
- **S-Boxen sind einzige nichtlineare Komponenten**
  - Bestimme lineare Approximation der S-Boxen und der Rundenfunktion
  - Approximiere Chiffrierfunktion bis zur Addition von K^n in Runde n

Lineare Kryptoanalyse – Idee

Approximiere Chiffrierung durch lineare Abbildung

- **SPNs und DES haben wenig nichtlineare Anteile**
  - Ein Ausgabebit y_j könnte 'wahrscheinliche Linearkombination' der Eingabebits $x_1, .., x_m$ sein
  - D.h. die Wahrscheinlichkeit, daß $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k$ und y_j für bestimmte $a_1, .., a_m$ den gleichen Wert annehmen, ist nicht $1/2$ ($\hat{=}$ völliger Zufall)
  - Untersuche Wahrscheinlichkeit des Ereignisses $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k \oplus y_j = 0$
- **S-Boxen sind einzige nichtlineare Komponenten**
  - Bestimme lineare Approximation der S-Boxen und der Rundenfunktion
  - Approximiere Chiffrierfunktion bis zur Addition von K^n in Runde n
- **Known plaintext Attacke auf letzte Runde**
  - Für jeden möglichen Rundenschlüssel K^{n+1} und jedes Klartext-/Schlüsseltextpaar bestimme Zustand u^n der letzten Runde
  - Zähle, wie oft lineare Beziehung der relevanten Bits erfüllt ist
  - Schlüssel mit höchster Abweichung von 50% liefert Kandidat für K^{n+1}

Lineare Kryptoanalyse von SP-Netzwerken

- **Betrachte S-Box $S : \{0,1\}^m \longrightarrow \{0,1\}^n$**
  - Eingaben $x_1, .., x_m$ sind gleichverteilt
  - Wenn $S(x_1, .., x_m) = (y_1, .., y_n)$, dann $Pr(x_1, .., x_m, y_1, .., y_n) = 2^{-m}$
  - Wenn $S(x_1, .., x_m) \neq (y_1, .., y_n)$, dann $Pr(x_1, .., x_m, y_1, .., y_n) = 0$

Lineare Kryptoanalyse von SP-Netzwerken

- **Betrachte S-Box $S : \{0,1\}^m \rightarrow \{0,1\}^n$**
  - Eingaben $x_1, .., x_m$ sind gleichverteilt
  - Wenn $S(x_1, .., x_m) = (y_1, .., y_n)$, dann $Pr(x_1, .., x_m, y_1, .., y_n) = 2^{-m}$
  - Wenn $S(x_1, .., x_m) \neq (y_1, .., y_n)$, dann $Pr(x_1, .., x_m, y_1, .., y_n) = 0$
- **Bestimme Häufigkeit linearer Abhängigkeiten**
  - Für $a_1..a_m, b_1..b_n$ zähle, wie oft $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k \oplus \sum_{k=1}^{n} b_k y_k = 0$ ist
    Alle 2^m Kombinationen der x_k müssen überprüft werden
  - Hohe Abhängigkeit besteht, wenn Häufigkeit stark von 2^{m-1} abweicht
  - Erstelle Häufigkeitstabelle für alle 2^{m+n} Kombinationen der a_k und b_k

Lineare Kryptoanalyse von SP-Netzwerken

- **Betrachte S-Box $S : \{0,1\}^m \rightarrow \{0,1\}^n$**
  - Eingaben $x_1, .., x_m$ sind gleichverteilt
  - Wenn $S(x_1, .., x_m) = (y_1, .., y_n)$, dann $Pr(x_1, .., x_m, y_1, .., y_n) = 2^{-m}$
  - Wenn $S(x_1, .., x_m) \neq (y_1, .., y_n)$, dann $Pr(x_1, .., x_m, y_1, .., y_n) = 0$
- **Bestimme Häufigkeit linearer Abhängigkeiten**
  - Für $a_1..a_m, b_1..b_n$ zähle, wie oft $\sum_{k=1}^{m} a_k x_k \oplus \sum_{k=1}^{n} b_k y_k = 0$ ist
    Alle 2^m Kombinationen der x_k müssen überprüft werden
  - Hohe Abhängigkeit besteht, wenn Häufigkeit stark von 2^{m-1} abweicht
  - Erstelle Häufigkeitstabelle für alle 2^{m+n} Kombinationen der a_k und b_k
- **Netzwerkanalyse verwendet Häufigkeitstabelle**
  - Verfolge Pfad der größten Abhängigkeit von x bis u^n
  - Bestimme "Abweichung vom Zufall" für diesen Pfad
  - Beschreibe Pfad durch Ein-/Ausgabebits und verwendete Schlüsselbits

Analyse der S-Box

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
E	4	D	1	2	F	B	8	3	A	6	C	5	9	0	7

x_1	x_2	x_3	x_4	y_1	y_2	y_3	y_4
0	0	0	0	1	1	1	0
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	0	1	1	0	1
0	0	1	1	0	0	0	1
0	1	0	0	0	0	1	0
0	1	0	1	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	1	1
0	1	1	1	1	0	0	0
1	0	0	0	0	0	1	1
1	0	0	1	1	0	1	0
1	0	1	0	0	1	1	0
1	0	1	1	1	1	0	0
1	1	0	0	0	1	0	1
1	1	0	1	1	0	0	1
1	1	1	0	0	0	0	0
1	1	1	1	0	1	1	1

- **Wie sehr hängt y_2 von x_1, x_4 ab?**
  - Wie oft ist $x_1 \oplus x_4 \oplus y_2 = 0$?
  - Summe der entsprechenden Spalten ist 8 mal 0

Analyse der S-Box

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
E	4	D	1	2	F	B	8	3	A	6	C	5	9	0	7

x_1	x_2	x_3	x_4	y_1	y_2	y_3	y_4
0	0	0	0	1	1	1	0
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	0	1	1	0	1
0	0	1	1	0	0	0	1
0	1	0	0	0	0	1	0
0	1	0	1	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	1	1
0	1	1	1	1	0	0	0
1	0	0	0	0	0	1	1
1	0	0	1	1	0	1	0
1	0	1	0	0	1	1	0
1	0	1	1	1	1	0	0
1	1	0	0	0	1	0	1
1	1	0	1	1	0	0	1
1	1	1	0	0	0	0	0
1	1	1	1	0	1	1	1

- **Wie sehr hängt y_2 von x_1, x_4 ab?**
  - Wie oft ist $x_1 \oplus x_4 \oplus y_2 = 0$?
  - Summe der entsprechenden Spalten ist 8 mal 0
  - Wahrscheinlichkeit für Gleichheit von y_2 und $x_1 \oplus x_4$ ist $1/2$
  - Keine Abweichung vom Zufall

Analyse der S-Box

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
E	4	D	1	2	F	B	8	3	A	6	C	5	9	0	7

x_1	x_2	x_3	x_4	y_1	y_2	y_3	y_4
0	0	0	0	1	1	1	0
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	0	1	1	0	1
0	0	1	1	0	0	0	1
0	1	0	0	0	0	1	0
0	1	0	1	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	1	1
0	1	1	1	1	0	0	0
1	0	0	0	0	0	1	1
1	0	0	1	1	0	1	0
1	0	1	0	0	1	1	0
1	0	1	1	1	1	0	0
1	1	0	0	0	1	0	1
1	1	0	1	1	0	0	1
1	1	1	0	0	0	0	0
1	1	1	1	0	1	1	1

- **Wie sehr hängt y_2 von x_1, x_4 ab?**
  - Wie oft ist $x_1 \oplus x_4 \oplus y_2 = 0$?
  - Summe der entsprechenden Spalten ist 8 mal 0
  - Wahrscheinlichkeit für Gleichheit von y_2 und $x_1 \oplus x_4$ ist $1/2$
  - Keine Abweichung vom Zufall
  - Wahrscheinlichkeit für Gleichheit von y_4 und $x_1 \oplus x_3$ ist $3/4$ (große Abhängigkeit)

Analyse der S-Box

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
E	4	D	1	2	F	B	8	3	A	6	C	5	9	0	7

x_1	x_2	x_3	x_4	y_1	y_2	y_3	y_4
0	0	0	0	1	1	1	0
0	0	0	1	0	1	0	0
0	0	1	0	1	1	0	1
0	0	1	1	0	0	0	1
0	1	0	0	0	0	1	0
0	1	0	1	1	1	1	1
0	1	1	0	1	0	1	1
0	1	1	1	1	0	0	0
1	0	0	0	0	0	1	1
1	0	0	1	1	0	1	0
1	0	1	0	0	1	1	0
1	0	1	1	1	1	0	0
1	1	0	0	0	1	0	1
1	1	0	1	1	0	0	1
1	1	1	0	0	0	0	0
1	1	1	1	0	1	1	1

- **Wie sehr hängt y_2 von x_1, x_4 ab?**
  - Wie oft ist $x_1 \oplus x_4 \oplus y_2 = 0$?
  - Summe der entsprechenden Spalten ist 8 mal 0
  - Wahrscheinlichkeit für Gleichheit von y_2 und $x_1 \oplus x_4$ ist $1/2$
  - Keine Abweichung vom Zufall
  - Wahrscheinlichkeit für Gleichheit von y_4 und $x_1 \oplus x_3$ ist $3/4$ (große Abhängigkeit)
- **Erstelle Tabelle aller Kombinationen**
  - 256 Einträge liefern Werte zwischen 1/4 und 3/4
  - Werte der Approximationstabelle werden zu Werten für Abhängigkeitspfade zusammengesetzt

Mathematik: Fortpflanzung von Abhängigkeiten

- **Diskrete Zufallsvariable**
  - Variable X über endlicher Menge S mit Wahrscheinlichkeitsverteilung
  - Wahrscheinlichkeit $Pr(E)$ ist genau besehen die Wahrscheinlichkeit, daß X einen Wert aus E annimmt (also $Pr[X = x] := Pr(x)$)
  - Liefert präzisiere Formulierung von Wahrscheinlichkeiten
  - z.B. $Pr[X_1 \oplus X_4 \oplus Y_2 = 0]$ ist Wahrscheinlichkeit der Menge aller möglichen Werte x_1, x_4, y_2 von X_1, X_4, Y_2 mit $x_1 \oplus x_4 \oplus y_2 = 0$

Mathematik: Fortpflanzung von Abhängigkeiten

- **Diskrete Zufallsvariable**
  - Variable X über endlicher Menge S mit Wahrscheinlichkeitsverteilung
  - Wahrscheinlichkeit $Pr(E)$ ist genau besehen die Wahrscheinlichkeit, daß X einen Wert aus E annimmt (also $Pr[X = x] := Pr(x)$)
  - Liefert präzisiere Formulierung von Wahrscheinlichkeiten
  - z.B. $Pr[X_1 \oplus X_4 \oplus Y_2 = 0]$ ist Wahrscheinlichkeit der Menge aller möglichen Werte x_1, x_4, y_2 von X_1, X_4, Y_2 mit $x_1 \oplus x_4 \oplus y_2 = 0$
- **Bias einer binären Zufallsvariablen X**
  - Abweichung der Variablen vom perfekten Zufall (Gleichverteilung)
  - $\epsilon_X := Pr[X{=}0] - \frac{1}{2}$

Mathematik: Fortpflanzung von Abhängigkeiten

- **Diskrete Zufallsvariable**
  - Variable X über endlicher Menge S mit Wahrscheinlichkeitsverteilung
  - Wahrscheinlichkeit $Pr(E)$ ist genau besehen die Wahrscheinlichkeit, daß X einen Wert aus E annimmt (also $Pr[X = x] := Pr(x)$)
  - Liefert präzisiere Formulierung von Wahrscheinlichkeiten
  - z.B. $Pr[X_1 \oplus X_4 \oplus Y_2 = 0]$ ist Wahrscheinlichkeit der Menge aller möglichen Werte x_1, x_4, y_2 von X_1, X_4, Y_2 mit $x_1 \oplus x_4 \oplus y_2 = 0$
- **Bias einer binären Zufallsvariablen X**
  - Abweichung der Variablen vom perfekten Zufall (Gleichverteilung)
  - $\epsilon_X := Pr[X{=}0] - \frac{1}{2}$
- **Piling up Lemma**

  Sind $X_1, .., X_k$ unabhängige Variablen mit Bias ϵ_i und $\epsilon_{1,..,k}$ Bias von $X_1 \oplus .. \oplus X_k$, dann ist $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$
  - Abhängigkeiten in einem Netzwerk pflanzen sich multiplikativ fort

Mathematik: Beweis des Piling up Lemmas

Sind $X_1, .., X_k$ unabhängige Variablen mit Bias ϵ_i und $\epsilon_{1,..,k}$ Bias von $X_1 \oplus .. \oplus X_k$, dann ist $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$

- **Beweis durch Induktion über k**
  - Aussage ist trivialerweise wahr für k=1
  - Wir nehmen an $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$ für ein $k \geq 1$

Mathematik: Beweis des Piling up Lemmas

Sind $X_1, .., X_k$ unabhängige Variablen mit Bias ϵ_i und $\epsilon_{1,..,k}$ Bias von $X_1 \oplus .. \oplus X_k$, dann ist $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$

- **Beweis durch Induktion über k**
  - Aussage ist trivialerweise wahr für k=1
  - Wir nehmen an $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$ für ein $k \geq 1$
  - Dann gilt

$$Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_{k+1} = 0]$$
$$= Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 0] \cdot Pr[X_{k+1} = 0] + Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 1] \cdot Pr[X_{k+1} = 1]$$

Mathematik: Beweis des Piling up Lemmas

Sind $X_1, .., X_k$ unabhängige Variablen mit Bias ϵ_i und $\epsilon_{1,..,k}$ Bias von $X_1 \oplus .. \oplus X_k$, dann ist $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$

- **Beweis durch Induktion über k**
  - Aussage ist trivialerweise wahr für k=1
  - Wir nehmen an $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$ für ein $k \geq 1$
  - Dann gilt

$$
\begin{aligned}
& Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_{k+1} = 0] \\
&= Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 0] \cdot Pr[X_{k+1} = 0] + Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 1] \cdot Pr[X_{k+1} = 1] \\
&= (\tfrac{1}{2} + \epsilon_{1,..,k})(\tfrac{1}{2} + \epsilon_{k+1}) + (\tfrac{1}{2} - \epsilon_{1,..,k})(\tfrac{1}{2} - \epsilon_{k+1})
\end{aligned}
$$

Mathematik: Beweis des Piling up Lemmas

Sind $X_1, .., X_k$ unabhängige Variablen mit Bias ϵ_i und $\epsilon_{1,..,k}$ Bias von $X_1 \oplus .. \oplus X_k$, dann ist $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$

- **Beweis durch Induktion über k**
  - Aussage ist trivialerweise wahr für k=1
  - Wir nehmen an $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$ für ein $k \geq 1$
  - Dann gilt

$$
\begin{aligned}
& Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_{k+1} = 0] \\
&= Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 0] \cdot Pr[X_{k+1} = 0] + Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 1] \cdot Pr[X_{k+1} = 1] \\
&= (\tfrac{1}{2} + \epsilon_{1,..,k})(\tfrac{1}{2} + \epsilon_{k+1}) + (\tfrac{1}{2} - \epsilon_{1,..,k})(\tfrac{1}{2} - \epsilon_{k+1}) \\
&= \tfrac{1}{2} + 2\epsilon_{1,..,k}\epsilon_{k+1})
\end{aligned}
$$

Mathematik: Beweis des Piling up Lemmas

Sind $X_1, .., X_k$ unabhängige Variablen mit Bias ϵ_i und $\epsilon_{1,..,k}$ Bias von $X_1 \oplus .. \oplus X_k$, dann ist $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$

- **Beweis durch Induktion über k**
  - Aussage ist trivialerweise wahr für k=1
  - Wir nehmen an $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$ für ein $k \geq 1$
  - Dann gilt

$$
\begin{aligned}
& Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_{k+1} = 0] \\
= \; & Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 0] \cdot Pr[X_{k+1} = 0] + Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 1] \cdot Pr[X_{k+1} = 1] \\
= \; & (\tfrac{1}{2} + \epsilon_{1,..,k})(\tfrac{1}{2} + \epsilon_{k+1}) + (\tfrac{1}{2} - \epsilon_{1,..,k})(\tfrac{1}{2} - \epsilon_{k+1}) \\
= \; & \tfrac{1}{2} + 2\epsilon_{1,..,k}\epsilon_{k+1}) \\
= \; & \tfrac{1}{2} + 2^k \prod_{i=1}^{k+1} \epsilon_i
\end{aligned}
$$

Mathematik: Beweis des Piling up Lemmas

Sind $X_1, .., X_k$ unabhängige Variablen mit Bias ϵ_i und $\epsilon_{1,..,k}$ Bias von $X_1 \oplus .. \oplus X_k$, dann ist $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$

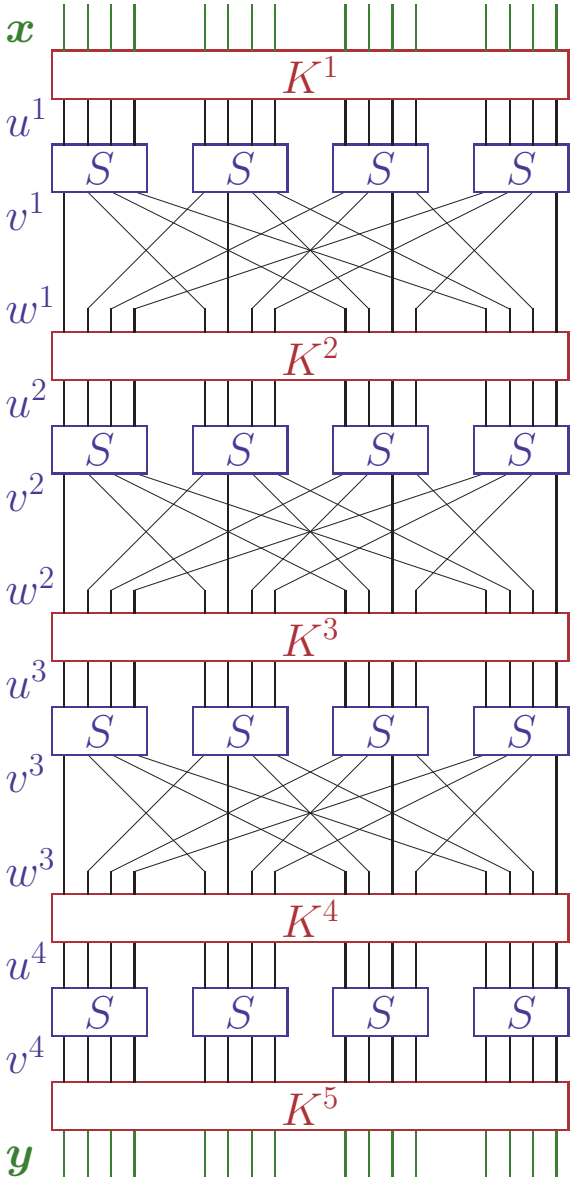
- **Beweis durch Induktion über k**
  - Aussage ist trivialerweise wahr für k=1
  - Wir nehmen an $\epsilon_{1,..,k} = 2^{k-1} \prod_{i=1}^{k} \epsilon_i$ für ein $k \geq 1$
  - Dann gilt

$$
\begin{aligned}
& Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_{k+1} = 0] \\
&= Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 0] \cdot Pr[X_{k+1} = 0] + Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_k = 1] \cdot Pr[X_{k+1} = 1] \\
&= (\tfrac{1}{2} + \epsilon_{1,..,k})(\tfrac{1}{2} + \epsilon_{k+1}) + (\tfrac{1}{2} - \epsilon_{1,..,k})(\tfrac{1}{2} - \epsilon_{k+1}) \\
&= \tfrac{1}{2} + 2\epsilon_{1,..,k}\epsilon_{k+1}) \\
&= \tfrac{1}{2} + 2^k \prod_{i=1}^{k+1} \epsilon_i
\end{aligned}
$$

- **Korollar: Perfekter Zufall pflanzt sich fort**

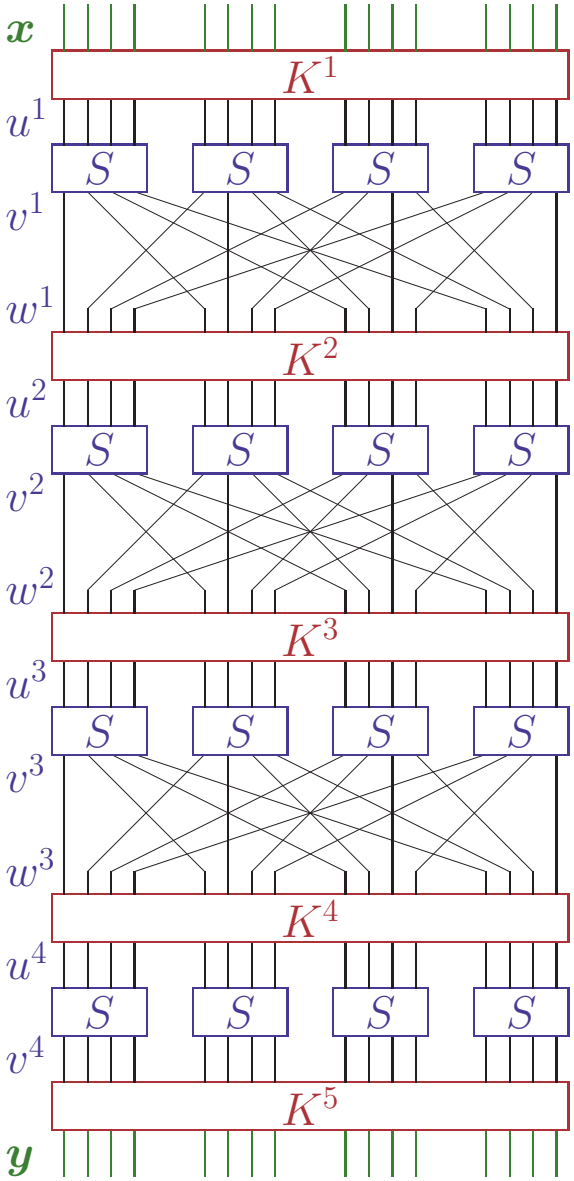
  Ist $\epsilon_j = 0$ für ein j, dann ist $\boldsymbol{Pr[X_1 \oplus .. \oplus X_{k+1} = 0] = \frac{1}{2}}$

Lineare Analyse eines SP-Netzwerkes



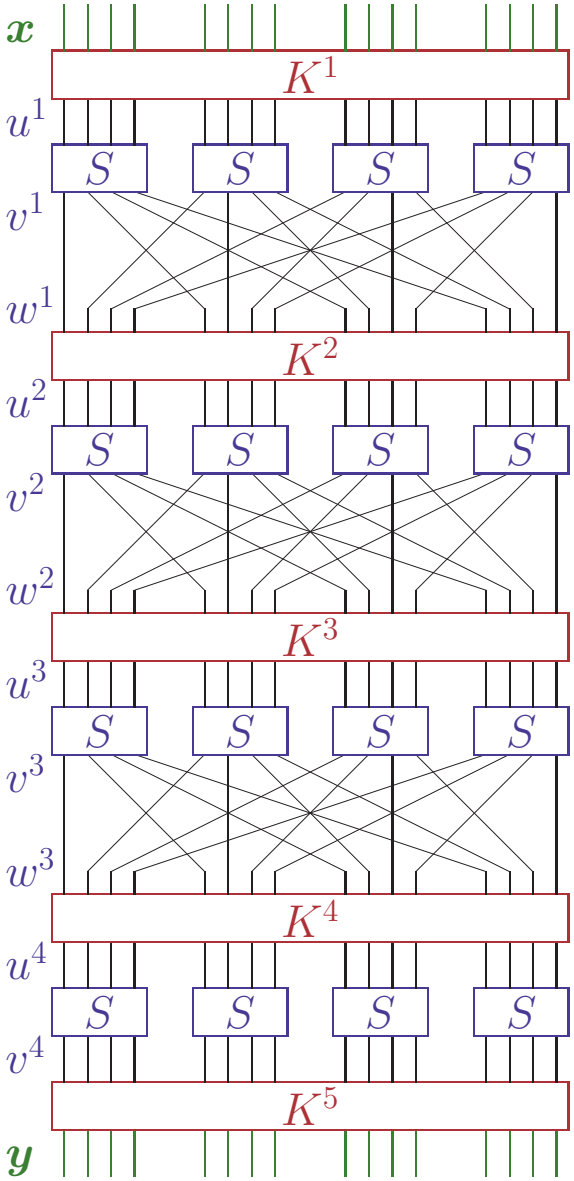
- **Bestimme größte Biaswerte**
  - In $S^1_{(2)}$: $T_1 = U^1_5 \oplus U^1_7 \oplus U^1_8 \oplus V^1_6$ hat Bias $\frac{1}{4}$
    V^1_6 wird permutiert zu $U^2_6 = V^1_6 \oplus K^2_6$
  - In $S^2_{(2)}$: $T_2 = U^2_6 \oplus V^2_6 \oplus V^2_8$ hat Bias $-\frac{1}{4}$
    Permutation: $U^3_6 = V^2_6 \oplus K^3_6$, $U^3_{14} = V^2_8 \oplus K^3_{14}$
  - In $S^3_{(2)}$: $T_3 = U^3_6 \oplus V^3_6 \oplus V^3_8$ hat Bias $-\frac{1}{4}$
  - In $S^3_{(4)}$: $T_4 = U^3_{14} \oplus V^3_{14} \oplus V^3_{16}$ hat Bias $-\frac{1}{4}$

Lineare Analyse eines SP-Netzwerkes



- **Bestimme größte Biaswerte**
  - In $S^1_{(2)}$: $T_1 = U^1_5 \oplus U^1_7 \oplus U^1_8 \oplus V^1_6$ hat Bias $\frac{1}{4}$
    V^1_6 wird permutiert zu $U^2_6 = V^1_6 \oplus K^2_6$
  - In $S^2_{(2)}$: $T_2 = U^2_6 \oplus V^2_6 \oplus V^2_8$ hat Bias $-\frac{1}{4}$
    Permutation: $U^3_6 = V^2_6 \oplus K^3_6$, $U^3_{14} = V^2_8 \oplus K^3_{14}$
  - In $S^3_{(2)}$: $T_3 = U^3_6 \oplus V^3_6 \oplus V^3_8$ hat Bias $-\frac{1}{4}$
  - In $S^3_{(4)}$: $T_4 = U^3_{14} \oplus V^3_{14} \oplus V^3_{16}$ hat Bias $-\frac{1}{4}$
- **Pfad $T_1 \oplus T_2 \oplus T_3 \oplus T_4$ hat Bias $-\frac{1}{32}$**
  - Setze ein: $U^1_j = X_j$, $V^3_6 = U^4_6 \oplus K^4_6$, ...
    $X_5 \oplus X_7 \oplus X_8 \oplus U^4_6 \oplus U^4_8 \oplus U^4_{14} \oplus U^4_{16} \oplus$
    $K^1_5 \oplus K^1_7 \oplus K^1_8 \oplus K^2_6 \oplus K^3_6 \oplus K^3_{14} \oplus K^4_6 \oplus K^4_8 \oplus K^4_{14} \oplus K^4_{16}$

Lineare Analyse eines SP-Netzwerkes



- **Bestimme größte Biaswerte**
  - In $S^1_{(2)}$: $T_1 = U^1_5 \oplus U^1_7 \oplus U^1_8 \oplus V^1_6$ hat Bias $\frac{1}{4}$
    V^1_6 wird permutiert zu $U^2_6 = V^1_6 \oplus K^2_6$
  - In $S^2_{(2)}$: $T_2 = U^2_6 \oplus V^2_6 \oplus V^2_8$ hat Bias $-\frac{1}{4}$
    Permutation: $U^3_6 = V^2_6 \oplus K^3_6$, $U^3_{14} = V^2_8 \oplus K^3_{14}$
  - In $S^3_{(2)}$: $T_3 = U^3_6 \oplus V^3_6 \oplus V^3_8$ hat Bias $-\frac{1}{4}$
  - In $S^3_{(4)}$: $T_4 = U^3_{14} \oplus V^3_{14} \oplus V^3_{16}$ hat Bias $-\frac{1}{4}$
- **Pfad $T_1 \oplus T_2 \oplus T_3 \oplus T_4$ hat Bias $-\frac{1}{32}$**
  - Setze ein: $U^1_j = X_j$, $V^3_6 = U^4_6 \oplus K^4_6$, …
    $X_5 \oplus X_7 \oplus X_8 \oplus U^4_6 \oplus U^4_8 \oplus U^4_{14} \oplus U^4_{16} \oplus$
    $K^1_5 \oplus K^1_7 \oplus K^1_8 \oplus K^2_6 \oplus K^3_6 \oplus K^3_{14} \oplus K^4_6 \oplus K^4_8 \oplus K^4_{14} \oplus K^4_{16}$
- **Schlüsselbits sind fest**
  - $X_5 \oplus X_7 \oplus X_8 \oplus U^4_6 \oplus U^4_8 \oplus U^4_{14} \oplus U^4_{16}$
    hat Bias $-\frac{1}{32}$ (Schlüsselbits 0) oder $\frac{1}{32}$

Abhängigkeit zwischen $x_{(2)}$ und $u^4_{(2,4)}$ nicht zufällig

Lineare Kryptoanalyse: Schlüsselbitextraktion

- **Abhängigkeit $x_{(2)}/u^4_{(2,4)}$ liefert 8 Schlüsselbits**
  - Überprüfe $K^5_5, K^5_6, K^5_7, K^5_8, K^5_{13}, K^5_{14}, K^5_{15}, K^5_{16}$ (256 Kandidaten)

Lineare Kryptoanalyse: Schlüsselbitextraktion

- **Abhängigkeit $x_{(2)}/u^4_{(2,4)}$ liefert 8 Schlüsselbits**
  - Überprüfe $K^5_5, K^5_6, K^5_7, K^5_8, K^5_{13}, K^5_{14}, K^5_{15}, K^5_{16}$ (256 Kandidaten)
- **Known plaintext Attacke**
  - Analysiere alle Kandidaten $K^5_{(2,4)}$

Lineare Kryptoanalyse: Schlüsselbitextraktion

- **Abhängigkeit $x_{(2)}/u^4_{(2,4)}$ liefert 8 Schlüsselbits**
  - Überprüfe $K^5_5, K^5_6, K^5_7, K^5_8, K^5_{13}, K^5_{14}, K^5_{15}, K^5_{16}$ (256 Kandidaten)
- **Known plaintext Attacke**
  - Analysiere alle Kandidaten $K^5_{(2,4)}$
  - Für Klar-/Schlüsseltextpaare (x, y) berechne $u^4_{(2,4)} = S^{-1}(y_{(2,4)} \oplus K^5_{(2,4)})$

Lineare Kryptoanalyse: Schlüsselbitextraktion

- **Abhängigkeit $x_{(2)}/u^4_{(2,4)}$ liefert 8 Schlüsselbits**
  - Überprüfe $K^5_5, K^5_6, K^5_7, K^5_8,\ K^5_{13}, K^5_{14}, K^5_{15}, K^5_{16}$ (256 Kandidaten)
- **Known plaintext Attacke**
  - Analysiere alle Kandidaten $K^5_{(2,4)}$
  - Für Klar-/Schlüsseltextpaare (x, y) berechne $u^4_{(2,4)} = S^{-1}(y_{(2,4)} \oplus K^5_{(2,4)})$
  - Berechne, wie oft $x_5 \oplus x_7 \oplus x_8 \oplus u^4_6 \oplus u^4_8 \oplus u^4_{14} \oplus u^4_{16}$ den Wert 0 ergibt

Lineare Kryptoanalyse: Schlüsselbitextraktion

- **Abhängigkeit $x_{(2)}/u^4_{(2,4)}$ liefert 8 Schlüsselbits**
  - Überprüfe $K^5_5, K^5_6, K^5_7, K^5_8, K^5_{13}, K^5_{14}, K^5_{15}, K^5_{16}$ (256 Kandidaten)
- **Known plaintext Attacke**
  - Analysiere alle Kandidaten $K^5_{(2,4)}$
  - Für Klar-/Schlüsseltextpaare (x, y) berechne $u^4_{(2,4)} = S^{-1}(y_{(2,4)} \oplus K^5_{(2,4)})$
  - Berechne, wie oft $x_5 \oplus x_7 \oplus x_8 \oplus u^4_6 \oplus u^4_8 \oplus u^4_{14} \oplus u^4_{16}$ den Wert 0 ergibt
  - Kandidaten, bei denen die relative Häufigkeit nahe bei $\frac{1}{2} - \frac{1}{32}$ oder bei $\frac{1}{2} + \frac{1}{32}$ liegt, sind wahrscheinlich korrekte Rundenschlüsselteile

Lineare Kryptoanalyse: Schlüsselbitextraktion

- **Abhängigkeit $x_{(2)}/u^4_{(2,4)}$ liefert 8 Schlüsselbits**
  - Überprüfe $K^5_5, K^5_6, K^5_7, K^5_8,\ K^5_{13}, K^5_{14}, K^5_{15}, K^5_{16}$ (256 Kandidaten)
- **Known plaintext Attacke**
  - Analysiere alle Kandidaten $K^5_{(2,4)}$
  - Für Klar-/Schlüsseltextpaare (x, y) berechne $u^4_{(2,4)} = S^{-1}(y_{(2,4)} \oplus K^5_{(2,4)})$
  - Berechne, wie oft $x_5 \oplus x_7 \oplus x_8 \oplus u^4_6 \oplus u^4_8 \oplus u^4_{14} \oplus u^4_{16}$ den Wert 0 ergibt
  - Kandidaten, bei denen die relative Häufigkeit nahe bei $\frac{1}{2} - \frac{1}{32}$ oder bei $\frac{1}{2} + \frac{1}{32}$ liegt, sind wahrscheinlich korrekte Rundenschlüsselteile
- **Aufwendige aber durchführbare Attacke**
  - Anzahl notwendiger Klar-/Schlüsseltextpaare liegt in $\mathcal{O}(\epsilon^{-2})$
  - Konkreter Angriff benötigt 8000 Paare um die 8 bits zu bestimmen
  - Andere Pfade liefern weitere Rundenschlüsselbits (ϵ ist kleiner)

S-Boxen und Rundenzahl müssen größer sein um Attacke zu erschweren

Differentielle Kryptoanalyse

Analysiere Differenzen zwischen Klartexten

Analysiere Differenzen zwischen Klartexten

- **Chosen plaintext Attacke**
  - Wähle Klartextpaare x_1, x_2 mit fester Differenz $x' = x_1 \oplus x_2$
  - Bestimme Differenz $y' = y_1 \oplus y_2$ der zugehörigen Schlüsseltexte
  - Zähle, welche Differenz am häufigsten erzeugt wird

Analysiere Differenzen zwischen Klartexten

- **Chosen plaintext Attacke**
  - Wähle Klartextpaare x_1, x_2 mit fester Differenz $x' = x_1 \oplus x_2$
  - Bestimme Differenz $y' = y_1 \oplus y_2$ der zugehörigen Schlüsseltexte
  - Zähle, welche Differenz am häufigsten erzeugt wird
  - Für kleine S-Boxen werden alle Klartextdifferenzen und alle Klartexte analysiert und Häufigkeiten in Differenzentabelle gespeichert

Differentielle Kryptoanalyse

Analysiere Differenzen zwischen Klartexten

- **Chosen plaintext Attacke**
  - Wähle Klartextpaare x_1, x_2 mit fester Differenz $x' = x_1 \oplus x_2$
  - Bestimme Differenz $y' = y_1 \oplus y_2$ der zugehörigen Schlüsseltexte
  - Zähle, welche Differenz am häufigsten erzeugt wird
  - Für kleine S-Boxen werden alle Klartextdifferenzen und alle Klartexte analysiert und Häufigkeiten in Differenzentabelle gespeichert
- **Netzwerkanalyse verfolgt Differenzenpfad**
  - Starte mit Klartextdifferenz mit großer Fortpflanzungsrate
  - Verfolge zugehörige Ausgabedifferenz der S-Box durch das Netz
    - Permutationen verteilen Differenz über mehrere S-Boxen
    - Addieren des Schlüssels hat keinen Einfluß auf die Differenz

Analysiere Differenzen zwischen Klartexten

- **Chosen plaintext Attacke**
  - Wähle Klartextpaare x_1, x_2 mit fester Differenz $x' = x_1 \oplus x_2$
  - Bestimme Differenz $y' = y_1 \oplus y_2$ der zugehörigen Schlüsseltexte
  - Zähle, welche Differenz am häufigsten erzeugt wird
  - Für kleine S-Boxen werden alle Klartextdifferenzen und alle Klartexte analysiert und Häufigkeiten in Differenzentabelle gespeichert
- **Netzwerkanalyse verfolgt Differenzenpfad**
  - Starte mit Klartextdifferenz mit großer Fortpflanzungsrate
  - Verfolge zugehörige Ausgabedifferenz der S-Box durch das Netz
    - Permutationen verteilen Differenz über mehrere S-Boxen
    - Addieren des Schlüssels hat keinen Einfluß auf die Differenz
  - Bestimme Fortpflanzungsrate des gesamten Pfades von x' bis $u^{n\prime}$
  - Extrahiere Schlüsselbits wie bei linearer Analyse

Beurteilung

- **Iterative Blockchiffren sind sehr erfolgreich**
  - Bei großen Schlüsseln sicher gegen alle bekannten Attacken
    - Große S-Boxen erzeugen starke Nichtlinearität
    - Lineare Transformationen erzeugen hohe Diffusion
    - Große Block- und Schlüsselgröße verhindert statistische Analysen

Beurteilung

- **Iterative Blockchiffren sind sehr erfolgreich**
  - Bei großen Schlüsseln sicher gegen alle bekannten Attacken
    - Große S-Boxen erzeugen starke Nichtlinearität
    - Lineare Transformationen erzeugen hohe Diffusion
    - Große Block- und Schlüsselgröße verhindert statistische Analysen
  - Effizient durch Verwendung von $\oplus$ und einfachen Operationen
    - Komponenten benötigen nur Tabellensuche oder ähnliches
    - Großer Datendurchsatz möglich

Beurteilung

- **Iterative Blockchiffren sind sehr erfolgreich**
  - Bei großen Schlüsseln sicher gegen alle bekannten Attacken
    - Große S-Boxen erzeugen starke Nichtlinearität
    - Lineare Transformationen erzeugen hohe Diffusion
    - Große Block- und Schlüsselgröße verhindert statistische Analysen
  - Effizient durch Verwendung von $\oplus$ und einfachen Operationen
    - Komponenten benötigen nur Tabellensuche oder ähnliches
    - Großer Datendurchsatz möglich
- **Verfahren sind symmetrisch**
  - Schlüssel müssen zuvor über sichere Kanäle ausgetauscht werden
  - Aufbau einer spontanen sicheren Verbindung nicht möglich

Beurteilung

- **Iterative Blockchiffren sind sehr erfolgreich**
  - Bei großen Schlüsseln sicher gegen alle bekannten Attacken
    - Große S-Boxen erzeugen starke Nichtlinearität
    - Lineare Transformationen erzeugen hohe Diffusion
    - Große Block- und Schlüsselgröße verhindert statistische Analysen
  - Effizient durch Verwendung von $\oplus$ und einfachen Operationen
    - Komponenten benötigen nur Tabellensuche oder ähnliches
    - Großer Datendurchsatz möglich
- **Verfahren sind symmetrisch**
  - Schlüssel müssen zuvor über sichere Kanäle ausgetauscht werden
  - Aufbau einer spontanen sicheren Verbindung nicht möglich
  - Praktischer Verwendung erfordert Kombination mit Verfahren der Public-Key Kryptographie