

# Differentielle Kryptoanalyse

ARTIKEL KRYPTOGRAPHIE

Windisch, 28. Mai 2020



[1]

<b>Autoren</b>	Gabriel Nussbaumer und Fabian von Büren
<b>Dozent</b>	Dr. M. Hufschmid
<b>Modul</b>	Kryptographie (kryg)
<b>Hochschule</b>	Hochschule für Technik - FHNW
<b>Studiengang</b>	Elektro- und Informationstechnik

## 1 Einleitung

Kryptosysteme sind Funktionen, welche darauf basieren mehrere Runden zu durchlaufen, somit werden sie komplexer und der Widerstand gegen Angriffe nimmt zu. Der Data Encryption Standard (DES), welcher in den 1970er Jahren von IBM entwickelt wurde, durchläuft mehrere Runden in denen jeweils, eine Expansions-Permutation, XOR-Verknüpfungen, S-Boxen, und Bit-Permutation enthalten sind. Die S-Boxen sind nichtlineare Funktionen. Einem Verschlüsselungsalgorithmus kann vertraut werden wenn dieser nach dem Prinzip von Kerckhoff implementiert wurde. Das Prinzip von Kerckhoff lautet, die Sicherheit des Algorithmus soll nur nach der Geheimhaltung des Schlüssels, nicht der Geheimhaltung des Algorithmus abhängen. Der gesamte Verschlüsselungsalgorithmus vom DES, also die Funktionsweise, die Permutation-Tabellen wie auch die Substitutionsboxen (S-Boxen) sind öffentlich bekannt. Die Geheimhaltung der Daten hängt also vom zufällig gewählten geheimen Schlüssel ab.

Bei der Differenziellen Kryptoanalyse wird ein statischer Angriff auf den Verschlüsselungsalgorithmus durchgeführt, bei dem der Angreifer selbstgewählte Klartext- und Geheimtextpaare verwenden kann. Es handelt sich also um eine chosen plaintext attack. Es werden Differenzen in den Klartextpaaren auf Differenzen in den Geheimtextpaaren analysiert. Diese Differenzen werden verwendet um mögliche Schlüssel Wahrscheinlichkeiten zuzuordnen und somit den wahrscheinlichsten Schlüssel zu finden. Wird ein Klartextangriff durchgeführt, kann die Komplexität der DES Verschlüsselung in einer Runde um die Hälfte reduziert werden, da die Symmetrie durch Komplementierung genutzt werden kann. Bei Anwendung dieser Methode auf den DES nimmt die Komplexität der Verschlüsselung mit der Anzahl der Runden zu, wobei sich die Differenzielle Kryptoanalyse bei 16 Runden im Anwendungsfall von DES nicht mehr bewehrt, im Bezug auf eine brute-force attack. Bei der brute-force attack, was so viel heisst wie rohe Gewalt, werden alle möglichen Schlüssel durchprobiert bis der richtige Schlüssel gefunden ist, was bei einer Schlüssellänge von 56-Bits, genau  $2^{56}$  Operationen entspricht.

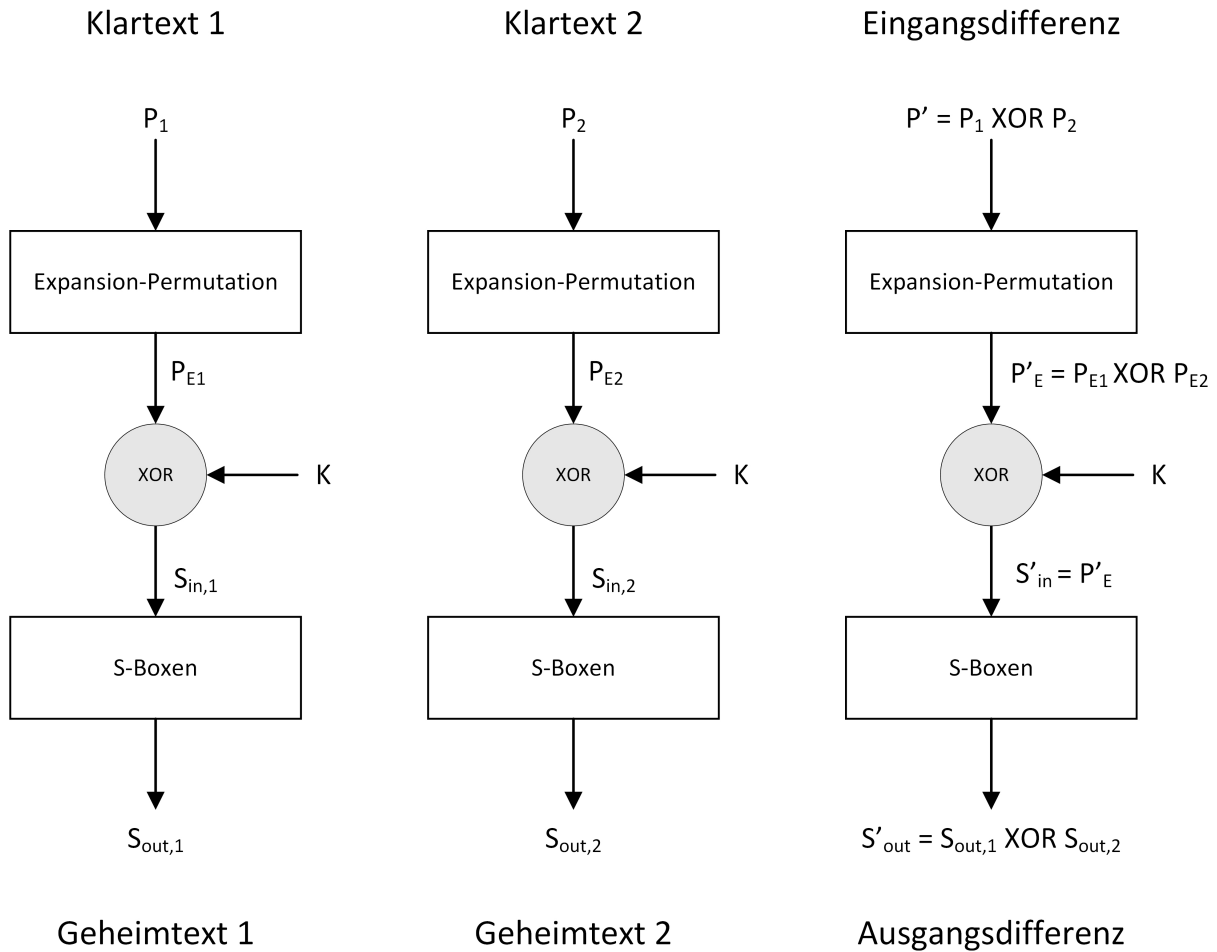
## 2 Historisches

Die differenzielle Kryptoanalyse wurde im Juli 1990 von den israelischen Wissenschaftler Eli Biham und Adi Shamir veröffentlicht. In dieser Veröffentlichung wird die Methode beschrieben wie ein chosen plaintext Angriff auf den DES durchgeführt werden kann.

Der Data Encryption Standard (DES) war in den 70 Jahren das damals meist verwendete Verschlüsselungssystem für die zivile Bevölkerung. Mit dem DES konnte in dieser Zeit ein grosser Widerstand gegen Angriffe bewiesen werden, und wurde im Jahre 1977 als offizieller Sicherheitsstandard für die US-Regierung vom Federal Information Processing Standard (FIPS) bestätigt.

### 3 Funktionsweise

Folglich soll die Funktionsweise einer differenziellen Kryptoanalyse auf eine Runde vom Data Encryption Standard (DES) erläutert werden. Es wird nur die rechte Seite einer DES-Runde betrachtet, womit die Klartexte 32 Bit lang sind. Wie der Name es schon andeutet, wird bei diesem Verfahren die Differenz aus zwei Klartexten, in diesem Beispiel mit  $P_1$  und  $P_2$  bezeichnet, verwendet. Die Differenz wird üblicherweise mit  $P'$  bezeichnet und folgt aus einer XOR-Verknüpfung der Klartexte, also  $P' = P_1 \oplus P_2$ . Funktionen wie Expansionen, Permutationen oder XOR-Verknüpfen haben keine Einfluss auf die Differenz der Texte. Die Differenz kann also fast durch die gesamte Feistelstruktur beobachtet werden. Die Abbildung 3.1 zeigt wie sich eine Differenz durch das Netzwerk verhält. Die Ausgangspermutation und die XOR-Verknüpfung mit der linken Seite ( $L_0$ ) wurden nicht in der Abbildung dargestellt da sie bei einer Runde von DES nicht von Bedeutung sind.



**Abbildung 3.1:** Verhalten von Klartext 1, 2 und der Differenz davon durch die Feistelstruktur einer Runde von DES [2]

Die Eingangswerte  $S_{in,1}$  und  $S_{in,2}$  der S-Boxen sind ohne Schlüssel nicht bekannt. Bei der Spalte „Differenz“ ist dieser Eingang  $S'_{in}$  aber bekannt. Eine doppelte XOR-Verknüpfung mit dem Schlüssel hebt sich auf. Mit anderen Worten ist:

$$S'_{in} = S_{in,1} \oplus S_{in,2} = (P_{E,1} \oplus K) \oplus (P_{E,2} \oplus K) = P_{E,1} \oplus P_{E,2} = P'_E \quad (3.1)$$

Mit dieser Eigenschaft können die S-Boxen genauer analysiert werden. Wie bereits in der Einleitung erwähnt, sind die acht S-Boxen nicht-lineare Funktionen. Um diese zu umgehen kann mit Wahrscheinlichkeiten gearbeitet werden. Anhand der öffentlich zugänglichen S-Boxen kann eine Differenzenverteilungstabelle aufgestellt werden. In dieser wird für jede Eingangsdivergenz die Zahl Wertepaar gegeben welche eine bestimmte Ausgangsdivergenz erzeugen. Es gibt bei DES  $2^6 = 64$  verschiedene mögliche Eingangsdivergenzen pro S-Box. Jede Eingangsdivergenz kann mit 64 verschiedenen Wertepaare erzeugt werden. Als Beispiel: für eine Eingangsdivergenz von  $34_h$  (Hexadezimalzahl) gibt es laut Differenzenverteilungstabelle nur zwei von den 64 Wertepaar die, beim Durchqueren der S-Boxen 1, eine Ausgangsdivergenz von  $04_h$  erzeugen [3][4].

Da bei einer chosen plaintext attack die Ausgangsdivergenz bekannt ist, können die möglichen Eingangswertepaare  $(S_{in,1}, S_{in,2})$  in einer weiteren Tabelle abgelesen werden. Entsprechend der Differenzenverteilungstabelle gibt es mehr oder weniger solche möglichen Eingangspaar. Für das Beispiel mit der Eingangsdivergenz  $34_h$  und der Ausgangsdivergenz  $04_h$  gibt es die 2 Wertepaare  $(S_{in,1}, S_{in,2}) = (13_h, 27_h)$  oder  $(S_{in,1}, S_{in,2}) = (27_h, 13_h)$ . Wäre die Ausgangsdivergenz  $02_h$  bei einer Eingangsdivergenz von  $34_h$  würde es 16 mögliche Wertepaare geben.

Da nun die Eingangswerte bekannt sind, kann der Schlüssel wie folgt berechnet werden:

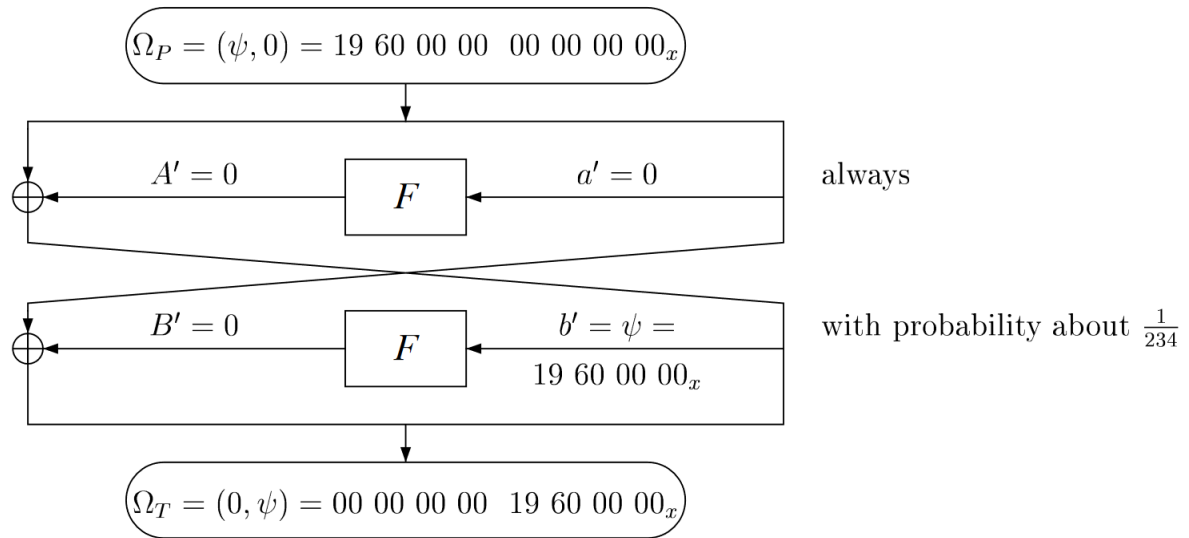
$$K = P_{E,1} \oplus S_{in,1} = P_{E,2} \oplus S_{in,2} \quad (3.2)$$

Weil nicht mit Sicherheit gesagt werden kann welches Wertepaar  $(S_{in,1}, S_{in,2})$  das richtige ist, gibt es bei diesem Beispiel zwei mögliche Schlüssel. Es müssten die anderen S-Boxen betrachtet oder mehrere Durchgänge durchgeführt werden, um den falschen Schlüssel auszuschliessen.

### 3.1 Mehrere Runden von DES

Bis jetzt wurde lediglich eine Runde von DES betrachtet. Es braucht nur wenige Klartext-Geheimtext-Paare damit der Schlüssel für eine Runde ermittelt werden kann. Bei mehr als 2 Runden von DES können nicht mehr alle wichtigen Differenzen in der Feistelstruktur ermittelt werden. An dieser Stelle kommen die Runden-Charakteristik ins Spiel. Da die Zwischenresultate nicht zur Verfügung stehen, werden sich wiederholende Strukturen gesucht, sogenannte iterative Charakteristiken. Diese können sich nach eine oder mehrere Runden wiederholen. Die Abbildung 3.2 zeigt eine Zweirunden-Charakteristik.

Die Wahrscheinlichkeiten (im Bild 3.2 auf der rechten Seite:  $p_1 = 1 = \text{always}$  und  $P_2 = 1/234$ ) stammen aus den Differenztabellen für alle 8 S-Boxen. Anders gesagt, gibt es eine Eingangsdivergenz von 234 welche am Ausgang die selbe Differenz hat. Falls diese gefunden wird, kann in der Feistelstruktur zurück gerechnet werden und die Rundenschlüssel somit ermittelt werden. Es gibt andere Eingangsdivergenzen welche sich nach zwei Runden wiederholen, entsprechend nicht nur  $\Omega_P = 19600000\ 00000000$ , jedoch sind diese eher selten. Die meisten davon sind gut bei wenig Runden von DES (bis 9 Runden). Das Beispiel in Abbildung 3.2 kann aber bis 15 Runden von DES gebraucht werden. Umso mehr Runden der Verschlüsselungsalgorithmus hat, desto unwahrscheinlicher ist es ein richtiges Paar zu finden. Die Wahrscheinlichkeiten der Charakteristiken werden miteinander Multipliziert. Bei 16 Runden wird die Wahrscheinlichkeit den richtigen Schlüssel zu finden so klein, dass ein Brut-force Attacke genau so schneller wäre. Die differenzielle Kryptoanalyse ist hingegen effizient bei anderen DES-ähnliche Kryptosysteme. Verschlüsselungsverfahren wie die Achtrunden-Variante von Lucifer (Verschlüsselungsverfahren entworfen durch IBM vor DES) oder FEAL-4 / FEAL-8 können zum Beispiel mit der vorgestellten Methode gebrochen werden. FEAL mit weniger als 32 Runden können teilweise gebrochen werden [4].



**Abbildung 3.2:** Dies ist eine Zweirunden-Charakteristik für die differenzielle Kryptoanalyse bei mehr als zwei Runden von DES. Die Eingangsdifferenz wiederholt sich nach zwei Runden in der Feistelstruktur [4].

## 4 Schluss

## Literatur

- [1] Thirah. (). Vorhängeschloss-schlüssel-computer-icons, cleanpng.com. Library Catalog: de.cleanpng.com, [Online] Available: <https://de.cleanpng.com/png-qhshuq/> (Abrufdatum 1. Mai 2020).
- [2] T. M. Tutoials. (24. Dez. 2016). Kryptographie #98 - differentielle kryptoanalyse von DES, YouTube, [Online] Available: <https://www.youtube.com/watch?v=JoNP1U0leao&t=499s> (Abrufdatum 23. Mai 2020).
- [3] *Differenzielle kryptoanalyse*, in *Wikipedia*, Page Version ID: 188123152, 1. Mai 2019. [Online] Available: [https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Differenzielle\\_Kryptoanalyse&oldid=188123152](https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Differenzielle_Kryptoanalyse&oldid=188123152) (Abrufdatum 23. Mai 2020).
- [4] E. Biham und A. Shamir, *Differential cryptanalysis of DES-like cryptosystems*, 19. Juli 1990. [Online] Available: <http://citeseerx.ist.psu.edu/viewdoc/download?doi=10.1.1.31.2000&rep=rep1&type=pdf> (Abrufdatum 23. Mai 2020).