Kryptografie mit geheimen Schlüsseln

Kryptologie IL (Vorlesungsteil)

Andreas Unterweger

Studiengang ITS
FH Salzburg

Sommersemester 2023

Kurzwiederholung

- Traditionelle Benennung von Akteuren
  - Alice
  - Bob
  - Eve
- Begriffe
  - Klartext (weiter: Chosen-Plaintext-Angriff)
  - Chiffretext (weiter: Chosen-Ciphertext-Angriff)
  - Schlüssel
  - Verschlüsselung(-sfunktion)
  - Entschlüsselung(-sfunktion)
- Arten von Chiffren
  - Symmetrische vs. asymmetrische Kryptografie
  - Strom- vs. Blockchiffren

Überblick über Kryptografie mit geheimen Schlüsseln

- Symmetrische Kryptografie: Schlüssel wird geheim gehalten
- Perfekte Sicherheit (Vernam) benötigt Schlüssel so lang wie die Nachricht

$\rightarrow$ Unpraktikabel (kürzere Schlüssel erwünscht)

$\rightarrow$ Praktische Lösung: Ansätze, die nicht perfekt sicher sind, sondern nur rechnerisch sicher (schwächere Sicherheitsgarantie)

- Beispiel für rechnerische Sicherheit: Chiffre kann mit dem schnellsten verfügbaren Computer in 200 Jahren mit einer Wahrscheinlichkeit von $< 10^{-30}$ gebrochen werden
- Rechnerisch sichere Verfahren basieren auf (Schwierigkeits-)Annahmen

- Schwerpunktthemen:
  - Beispiel einer symmetrischen Chiffre: Advanced Encryption Standard
  - Schlüsseltausch
  - Kryptografische Hashes (für Integrität)

Überblick über AES

- Der Advanced Encryption Standard (AES)
  - Standardisiert als Gewinner eines Wettbewerbs (2001)
  - Weit verbreitet und unterstützt
  - Blockchiffre (128 Bit) mit einem Substitutions-Permutations-Netzwerk
  - Unterstützt 128-, 192- oder 256-Bit-Schlüssel
  - Bekannte Angriffe auf vereinfachte Variationen von AES, aber kein besserer Weg als erschöpfende/Brute-Force-Schlüsselsuche bekannt, um volles AES zu brechen

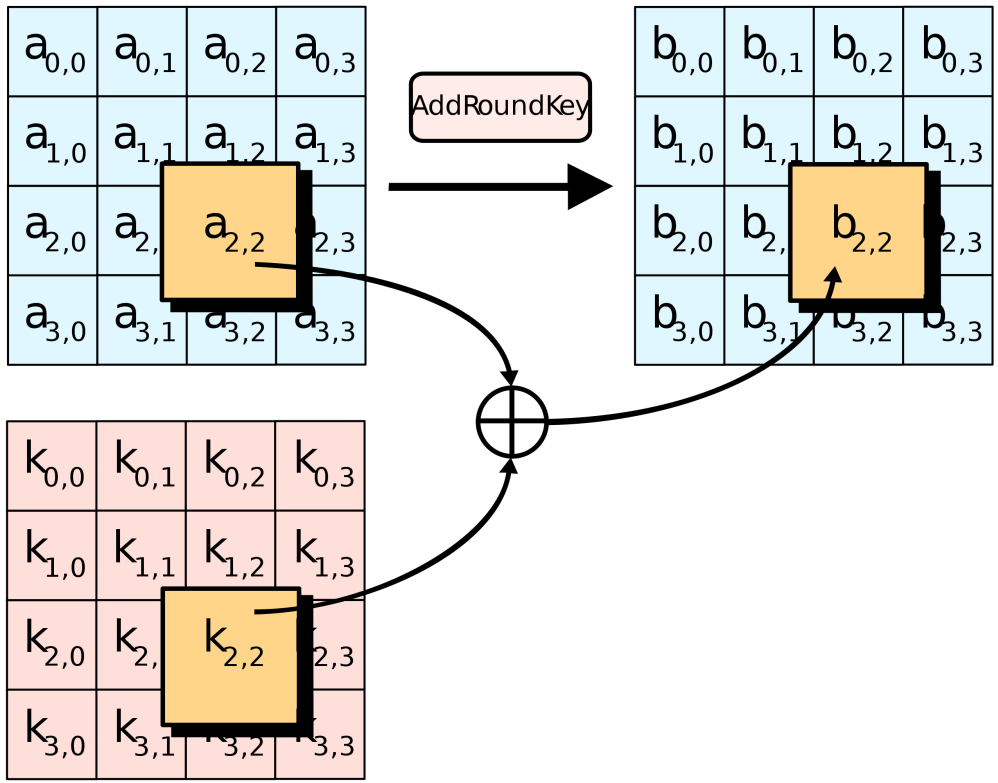
- Zur Erinnerung: $2^{128} \approx 10^{38}$ mögliche Schlüssel sind **viel**
  - Optimistische 10^{10} Entschlüsselungen/s auf einem Desktop-Computer: 10^{28} s $\approx 10^{20}$ a!
  - Optimistische 10^{20} Entschlüsselungen/s auf einem Computer-Cluster: 10^{18} s $\approx 10^{10}$ a!

Der AES-Algorithmus I

- Überblick über Verschlüsselung aus der Vogelperspektive:
  - $4 \cdot 4$-Byte-Status-Array, initial gleich der(/dem) Eingabe(-block)
  - Mehrere Runden, die das Status-Array verändern
  - Anzahl der Runden hängt von der Schlüssellänge ab (z.B. 14 bei 256 Bit)
  - Jede Runde: 4 Phasen (Substitutions-Permutations-Netzwerk)
  - Schlüssel beeinflusst Status-Array in jeder Runde (ohne Details)
  - Letzte Runde hat etwas andere Phasen (ohne Details)
- Entschlüsselung kehrt Verschlüsselungsschritte um (vereinfacht)
- Nachrichten, die kein Vielfaches der Blockgröße lang sind, müssen aufgefüllt werden (ohne Details)

Der AES-Algorithmus II

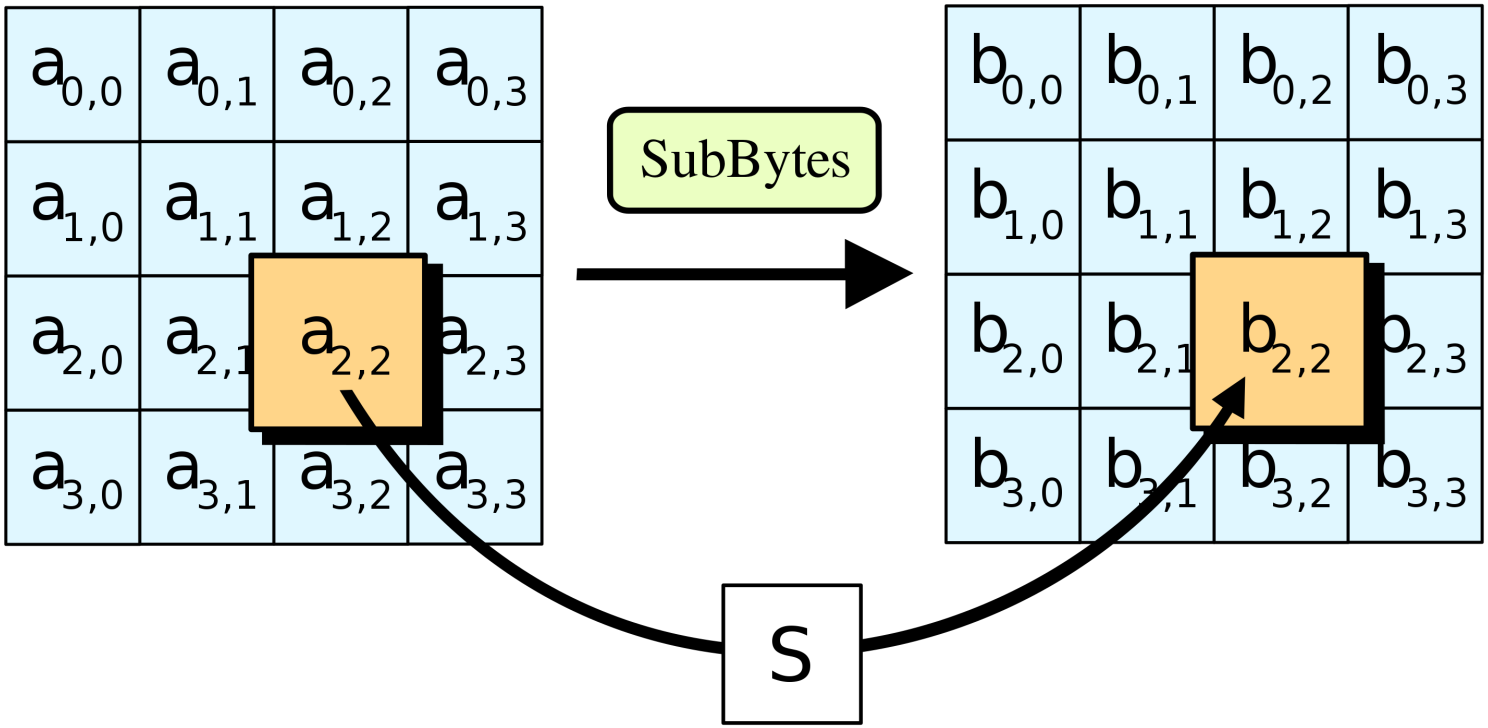
- Phase 1: `AddRoundKey`
  - 128-Bit-Rundenschlüssel aus Schlüssel ableiten
  - Status-Array mit Rundenschlüssel XOR-verknüpfen



Quelle: Matt Crypto: AddRoundKey operation for AES. `https://commons.wikimedia.org/wiki/File:AES-AddRoundKey.svg#/media/File:AES-AddRoundKey.svg` (Zugriff am 23.8.2022), 2006.

Der AES-Algorithmus III

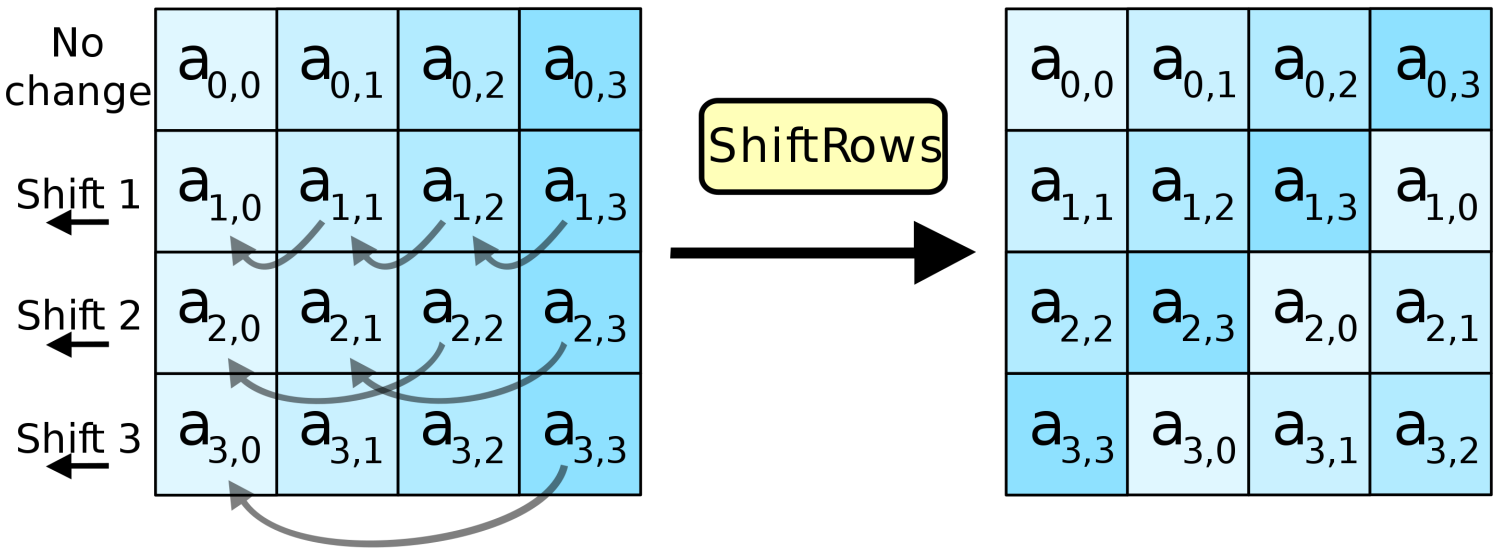
- Phase 2: `SubBytes`
  - Bytes basierend auf einer Nachschlagetabelle ersetzen
  - Nachschlagetabelle ist fix für alle Bytes und Runden



Quelle: Matt Crypto: SubBytes operation for AES. `https://commons.wikimedia.org/wiki/File:AES-SubBytes.svg#/media/File:AES-SubBytes.svg` (Zugriff am 23.8.2022), 2006.

Der AES-Algorithmus IV

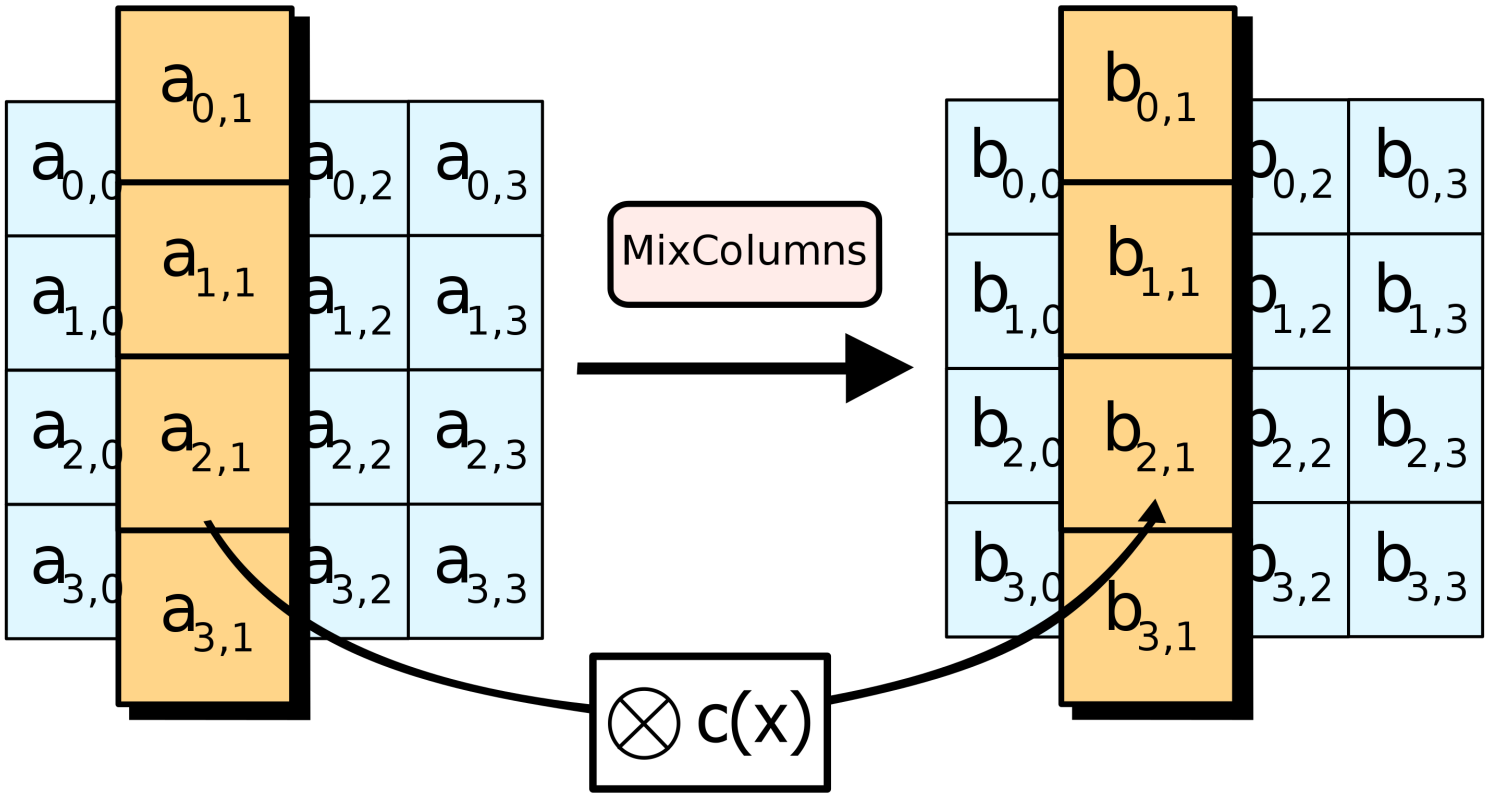
- Phase 3: `ShiftRows`
  - Zyklisches Verschieben von Bytes in Zeilen des Status-Arrays
  - Verschiedener Versatz in jeder Zeile



Quelle: Matt Crypto: ShiftRows operation for AES. `https://commons.wikimedia.org/wiki/File:AES-ShiftRows.svg#/media/File:AES-ShiftRows.svg` (Zugriff am 23.8.2022), 2006.

Der AES-Algorithmus V

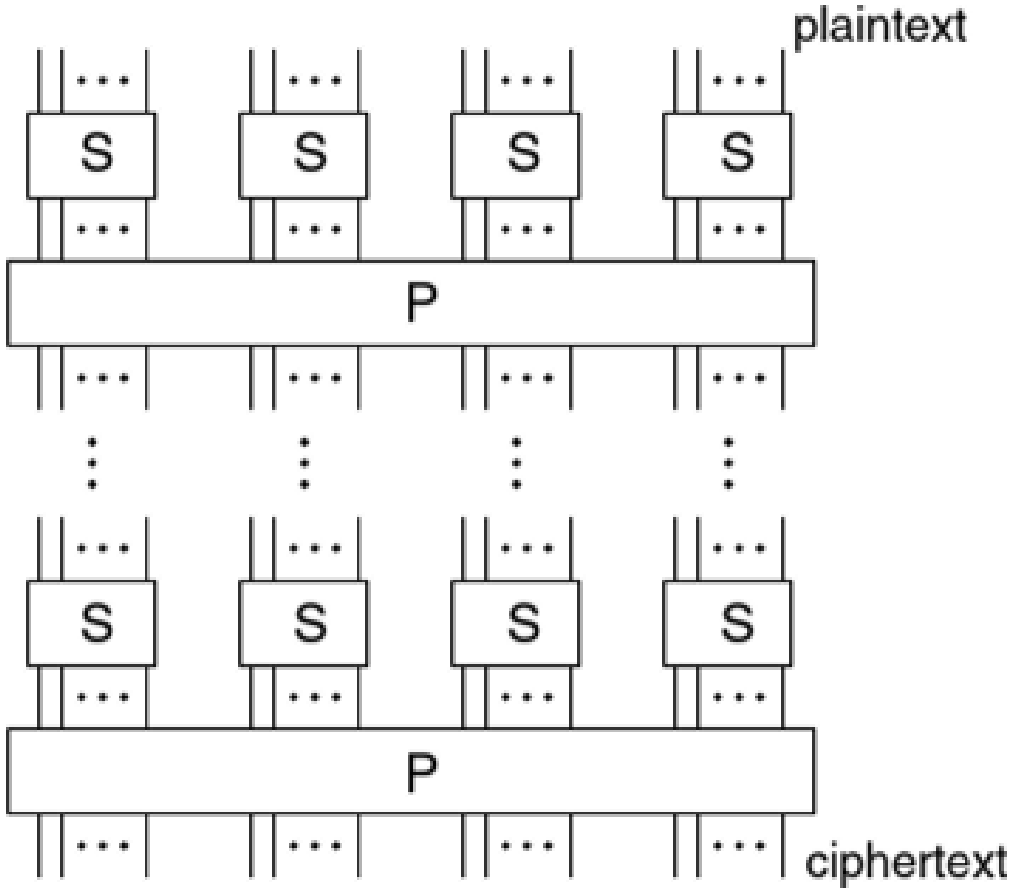
- Phase 4: `MixColumns`
  - Spaltenweise Transformation (ohne Details)
  - Erreicht Diffusion gemeinsam mit Phase 3



Quelle: Matt Crypto: MixColumns operation for AES. `https://commons.wikimedia.org/wiki/File:AES-MixColumns.svg#/media/File:AES-MixColumns.svg` (Zugriff am 23.8.2022), 2006.

Einschub: Substitutions-Permutations-Netzwerke I

- Mehrere Runden umkehrbarer Substitutionen und Permutationen
- Setzt das Konfusions-Diffusions-Paradigma um



Quelle: Ebrary.net: DES. `https://ebrary.net/134519/computer_science/` (Zugriff am 23.8.2022), 2022.

Einschub: Substitutions-Permutations-Netzwerke II

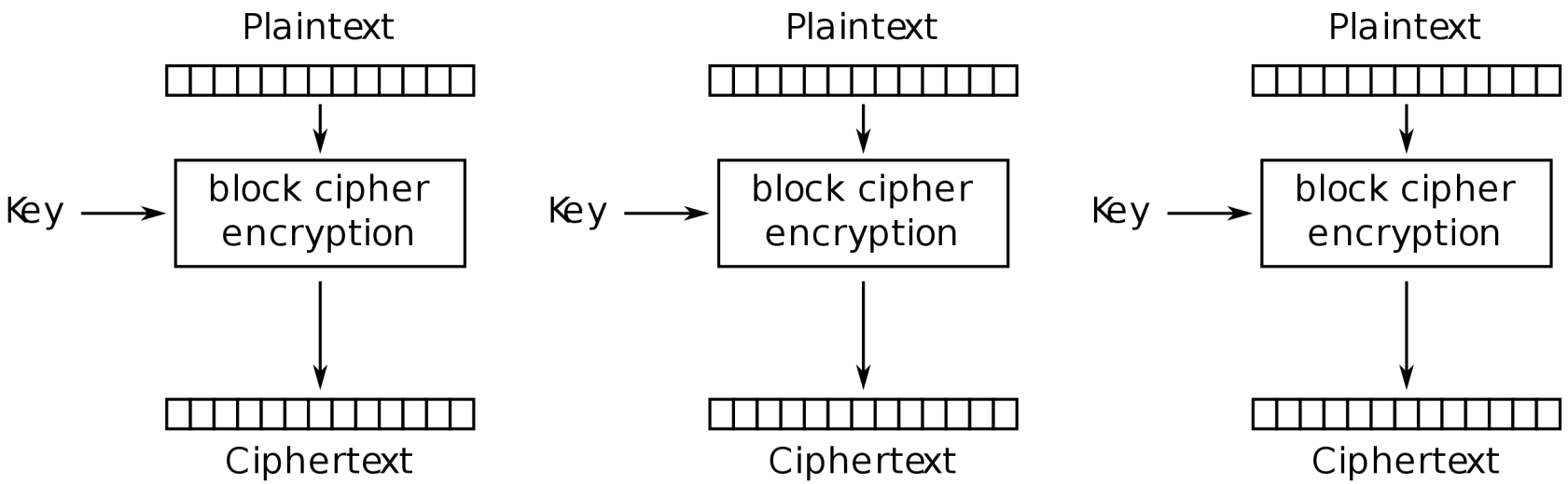
- Konfusion-Diffusions-Paradigma
  - Konfusion: Permutiere alle Teile/Bytes eines Blocks separat
  - Diffusion: Ordne Bits um, um Änderungen in alle Teile der Ausgabe zu verbreiten
  - Wiederholte Verwendung von Konfusion und Diffusion ergibt insgesamt eine zufällig aussehende Permutation (ohne Details)

  → Lawineneffekt: Kleine Änderungen in der Eingabe führen zu großen Änderungen an der Ausgabe (ein einzelnes Eingabebit sollte alle Ausgabebits beeinflussen)

  → Bei einem geänderten Bit in der Eingabe wird erwartet, dass es 50% der Ausgabebits umdreht
- Sicherheit hängt von Wahl der Substitutionen und Permutationen sowie der Anzahl der Runden ab
- Netzwerke/Blockchiffren selbst sind **nicht** sicher gegen Chosen-Plaintext-Angriffe (Details in Kapitel 3 von Katz (2008))

Betriebsmodi: ECB

- ECB: Electronic-Code-Book-Modus
- Selber Klartext liefert selben Chiffretext bei selbem Schlüssel → identische Klartextblöcke wiederholen sich im Chiffretext → **nicht** sicher!

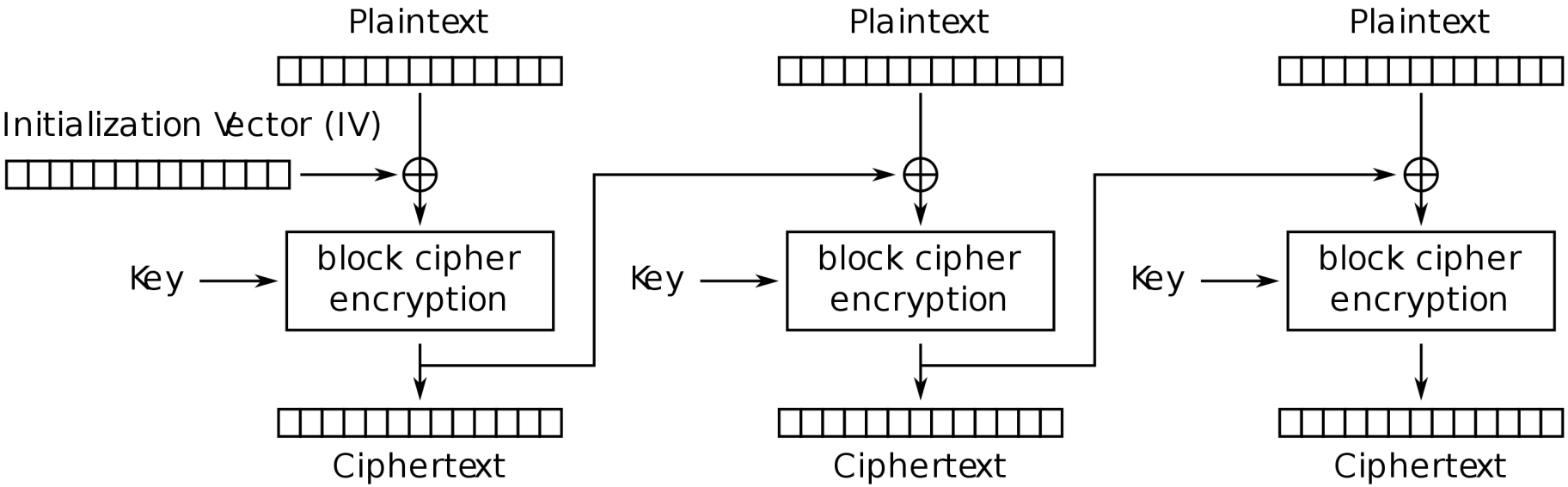


Electronic Codebook (ECB) mode encryption

Quelle: WhiteTimberwolf: Encryption using the Electronic Code Block (ECB) mode. https://commons.wikimedia.org/wiki/File:ECB_encryption.svg#/media/Datei:ECB_encryption.svg (Zugriff am 23.8.2022), 2013.

Betriebsmodi: CBC I

- CBC: Cipher-Block-Chaining-Modus
- Chiffretexte von vergangenen Blöcken beeinflussen Chiffretext von aktuellem Block
- Initialisierungsvektor (IV) muss für ersten Block gewählt werden

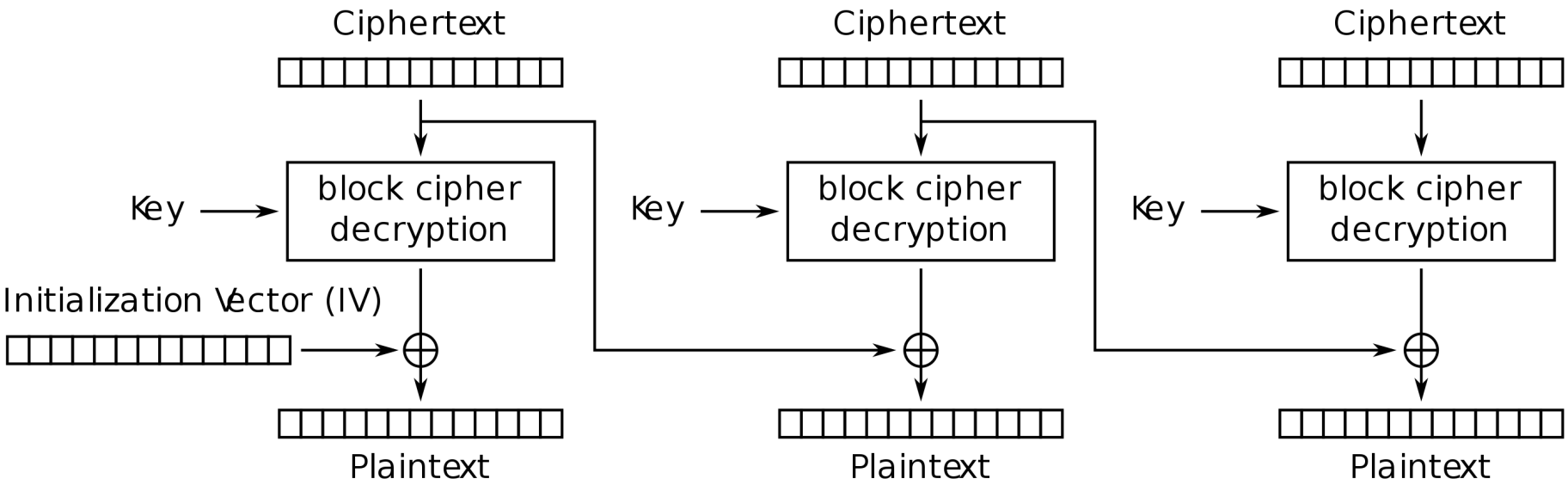


Cipher Block Chaining (CBC) mode encryption

Quelle: WhiteTimberwolf: Encryption using the Cipher Block Chaining (CBC) mode. https://commons.wikimedia.org/wiki/File:CBC_encryption.svg#/media/File:CBC_encryption.svg (Zugriff am 23.8.2022), 2013.

Betriebsmodi: CBC II

- IV sollte zufällig sein und nicht wiederverwendet werden
- IV muss mit Chiffretext zur Entschlüsselung übertragen werden
- Ver- und Entschlüsselung können nicht parallelisiert werden



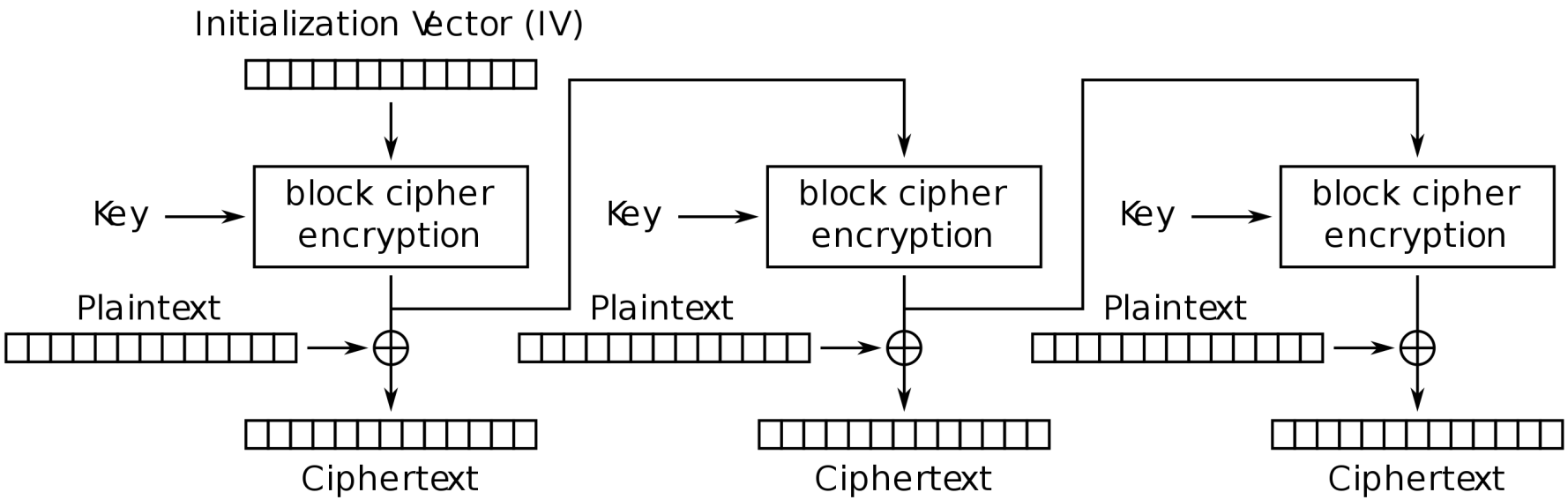
Cipher Block Chaining (CBC) mode decryption

Quelle: WhiteTimberwolf: Decryption using the Cipher Block Chaining (CBC) mode. https://commons.wikimedia.org/wiki/File:CBC_decryption.svg#/media/File:CBC_decryption.svg (Zugriff am 23.8.2022), 2013.

Betriebsmodi: OFB

- OFB: Output-Feedback-Modus
- Nur IV wird wiederholt in Blockchiffre gespeist, nicht der Klartext

→ Klartext wird mit verschlüsseltem Bytestrom XOR-verknüpft

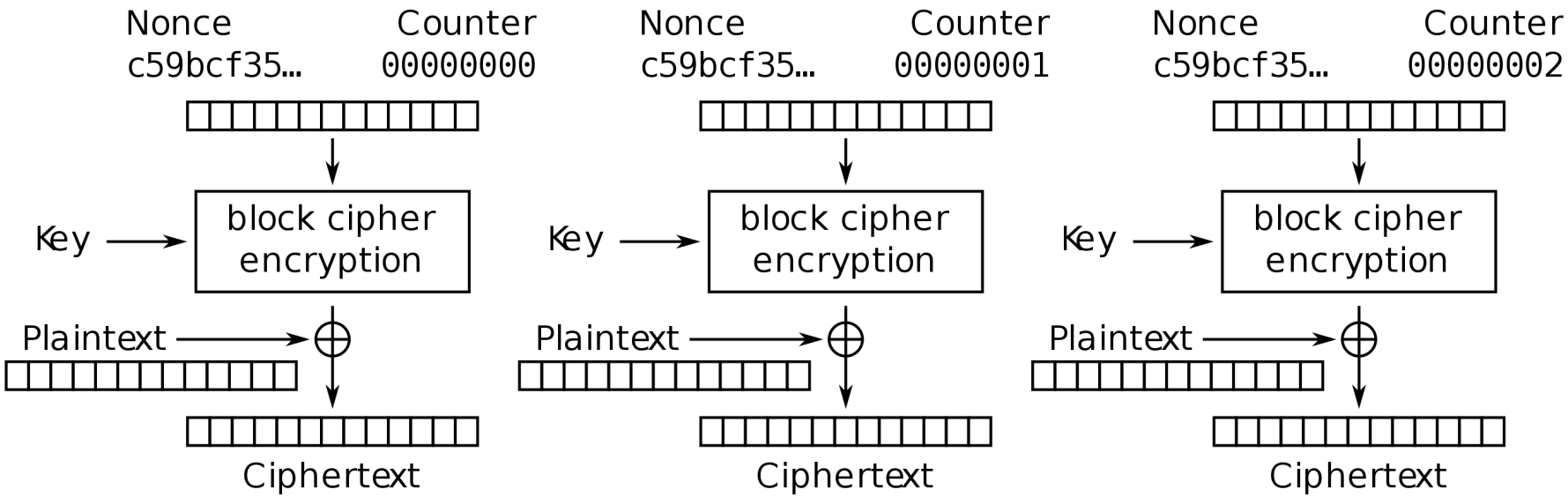


Output Feedback (OFB) mode encryption

Quelle: WhiteTimberwolf: Encryption using the Output Feedback (OFB) mode. https://commons.wikimedia.org/wiki/File:OFB_encryption.svg#/media/File:OFB_encryption.svg (Zugriff am 23.8.2022), 2013.

Betriebsmodi: CTR

- CTR: Counter-Modus (verschiedene Variationen)
- Wie OFB, aber mit sich schrittweise erhöhendem Zähler (beginnt bei Zufallszahl)
- Parallelisierbar (wie OFB) und sicher gegen Chosen-Plaintext-Angriff



Counter (CTR) mode encryption

Quelle: WhiteTimberwolf: Encryption using the Counter (CTR) mode. https://commons.wikimedia.org/wiki/File:CTR_encryption_2.svg#/media/File:CTR_encryption_2.svg (Zugriff am 23.8.2022), 2013.

Praktische Belange

- Welche Schlüssellänge ist ausreichend?
  - Hängt davon ab, bis wann der Chiffretext sicher sein soll
  - Hängt davon ab, wen Sie fragen (professionelle Empfehlungen)
  - Vergleich auf `https://www.keylength.com/en/compare/`
- AES und die präsentierten Modi bieten keine
  - Integrität/Authentifizierung: Eve kann Bits des Chiffretexts ändern, ohne dass Bob es bemerkt $\rightarrow$ GCM (Galois/Counter-Modus, ohne Details) oder zusätzliche Integritätsüberprüfungen $\rightarrow$ kryptografische Hashes
  - Sicherheit gegen Chosen-Ciphertext-Angriffe ohne zusätzliche Maßnahmen
  - Sicherheit, wenn sie unsachgemäß verwendet werden, z.B. wenn IVs wiederverwendet werden

Schlüsseltausch

- Kryptografie mit geheimen Schlüsseln erfordert einen vorab geteilten Schlüssel

→ Wie teilen Alice und Bob einen geheimen Schlüssel?

  - Physisch (Treffen, Postversand etc.)
  - Schlüsselverteilungszentren (erfordert Vertrauen)

  ... (andere Lösungen, die für flüchtige Kommunikation unpraktikabel sind)

- Bei mehreren kommunizierenden Parteien
  - Jedes Paar kommunizierender Parteien benötigt seinen eigenen Schlüssel

  → Quadratische Komplexität (unpraktikabel für Speicherung und Verwaltung)

- Alternative: Diffie-Hellman-Schlüsseltausch

Einschub: Modulare Arithmetik I

- Für alle $a, b, N \in \mathbb{N}\backslash\{0,1\}$, $a \equiv b \pmod{N}$, wenn $a \mod N = b \mod N$
- a und b sind kongruent modulo N, wenn ihre Reste nach Division durch N gleich sind, z.B. $15 \equiv 3 \pmod{12}$; $123 \equiv 35 \equiv 2 \pmod{11}$

Quelle: Time Clock Experts.com: Pyramid 13Änalog STD 12/24-Hr Clock Battery Operated (For 915MHz). https://www.timeclockexperts.com/Pyramid-13-915MHz-9A13D-Battery-Operated-p/s9a3acgbxb.htm (Zugriff am 25.8.2022), 2006.

Einschub: Modulare Arithmetik II

- Addieren in einem Modul ist wie auf einer Uhr zu addieren – Beispiele: $11 + 3 \equiv 14 \equiv 2 \pmod{12}$; $123 + 35 \equiv 158 \equiv 4 \pmod{11}$
- Die meisten gewöhnlichen Rechenregeln gelten auch in modularer Arithmetik:
  - Addition: Wenn $x \equiv x' \pmod{N}$ und $y \equiv y' \pmod{N}$, dann gilt $x + y \equiv x' + y' \pmod{N}$
  - Subtraktion (analog)
  - Multiplikation: Wenn $x \equiv x' \pmod{N}$ und $y \equiv y' \pmod{N}$, dann gilt $x \cdot y \equiv x' \cdot y' \pmod{N}$
  - Division funktioniert im Allgemeinen **nicht**
- Umkehrbarkeit (nicht immer möglich):
  - Definiere a^{-1}, sodass $a \cdot a^{-1} \equiv 1 \pmod{N}$
  - Beispiel: $a = 3, a^{-1} = 4, N = 11$; Gegenbeispiel: $a = 3, N = 12$
  - Erfordert, dass $\gcd(a, N) = 1$ (Details in Katz (2008))

Einschub: Multiplikative Gruppen I

- Eine multiplikative Gruppe ist eine Menge S,
  - die multiplikativ abgeschlossen ist (Multiplizieren liefert wieder ein Element der Menge)
  - die ein neutrales Element e hat, sodass $\forall s \in S : e \cdot s = s$
  - in der jedes Element ein inverses hat (umkehrbar ist)
- Gegenbeispiele:
  - $\{2\}$ erfüllt keines der Kriterien
  - $\mathbb{R}$: Null ist nicht umkehrbar
  - $\{1, j, -j\}$ ist nicht abgeschlossen (z.B. $j \cdot j = -1$)
- Einfaches Beispiel: $\mathbb{R}\backslash\{0\}$ ist eine multiplikative Gruppe
  - $\mathbb{R}\backslash\{0\}$ ist abgeschlossen
  - Das neutrale Element ist 1
  - Jedes Element hat ein inverses: $e^{-1} = \frac{1}{e}$
- Multiplikationen können auch in einem Modul durchgeführt werden

Einschub: Multiplikative Gruppen II

Multiplikationstabelle der Gruppen $\mathbb{Z}_5^* = \{1, 2, 3, 4\}$ modulo 5 (links) und $\{3, 6, 9, 12\}$ modulo 5 (rechts):

×	1	2	3	4
1	1	2	3	4
2	2	4	1	3
3	3	1	4	2
4	4	3	2	1

×	3	6	9	12
3	9	3	12	6
6	3	6	9	12
9	12	9	6	3
12	6	12	3	9

Quellen: Purwanto, Hidayah, I. N., and Hasanah, D.: Results and Problems on Constructing Multiplicative Groups in Modular Arithmetic. `http://fmipa.um.ac.id/wp-content/uploads/2019/10/MATEMATIKA_PURWANTO-Rev-14-23.pdf` (Zugriff am 25.8.2022), 2019.

[1] Purwanto, Hidayah, I. N., and Hasanah, D.: Results and Problems on Constructing Multiplicative Groups in Modular Arithmetic. `http://fmipa.um.ac.id/wp-content/uploads/2019/10/MATEMATIKA_PURWANTO-Rev-14-23.pdf` (Zugriff am 25.8.2022), 2019.

Einschub: Multiplikative Gruppen III

- Exponentiation für Gruppen (analog zu „herkömmlicher“ Exponentiation)
  - Definiert als wiederholte Multiplikation: $g^m := \underbrace{g \cdot g \cdot \cdots \cdot g}_{m \text{ Mal}}$
  - $g^0 := 1$ (wobei 1 ein Gruppenelement sein muss)
  - Bekannte Regeln gelten, z.B. $(g^a)^b = g^{a \cdot b}$

- Spezielle Gruppen $\mathbb{Z}_n^* := \{1, 2, \cdots, n-1\}$ mit Multiplikation modulo $n \in \mathbb{P}$ (aktuell beschränkt, allgemeine Definition später)
  - n **muss** prim sein (sonst sind einige Elemente nicht umkehrbar)
  - Zur Basis $g \in \mathbb{Z}_n^*$ potenzieren generiert (zyklisch) Teilmengen/Teilgruppen
  - Beispiel: $g = 3$ in $\mathbb{Z}_5^*$ generiert $\{1, 3, 4, 2\} = \mathbb{Z}_n^*$
  - Kleineres Beispiel: $g = 4$ in $\mathbb{Z}_5^*$ generiert die Teilgruppe $\{1, 4\}$

Anmerkung: Beweise zu den obigen Behauptungen siehe Katz (2008)

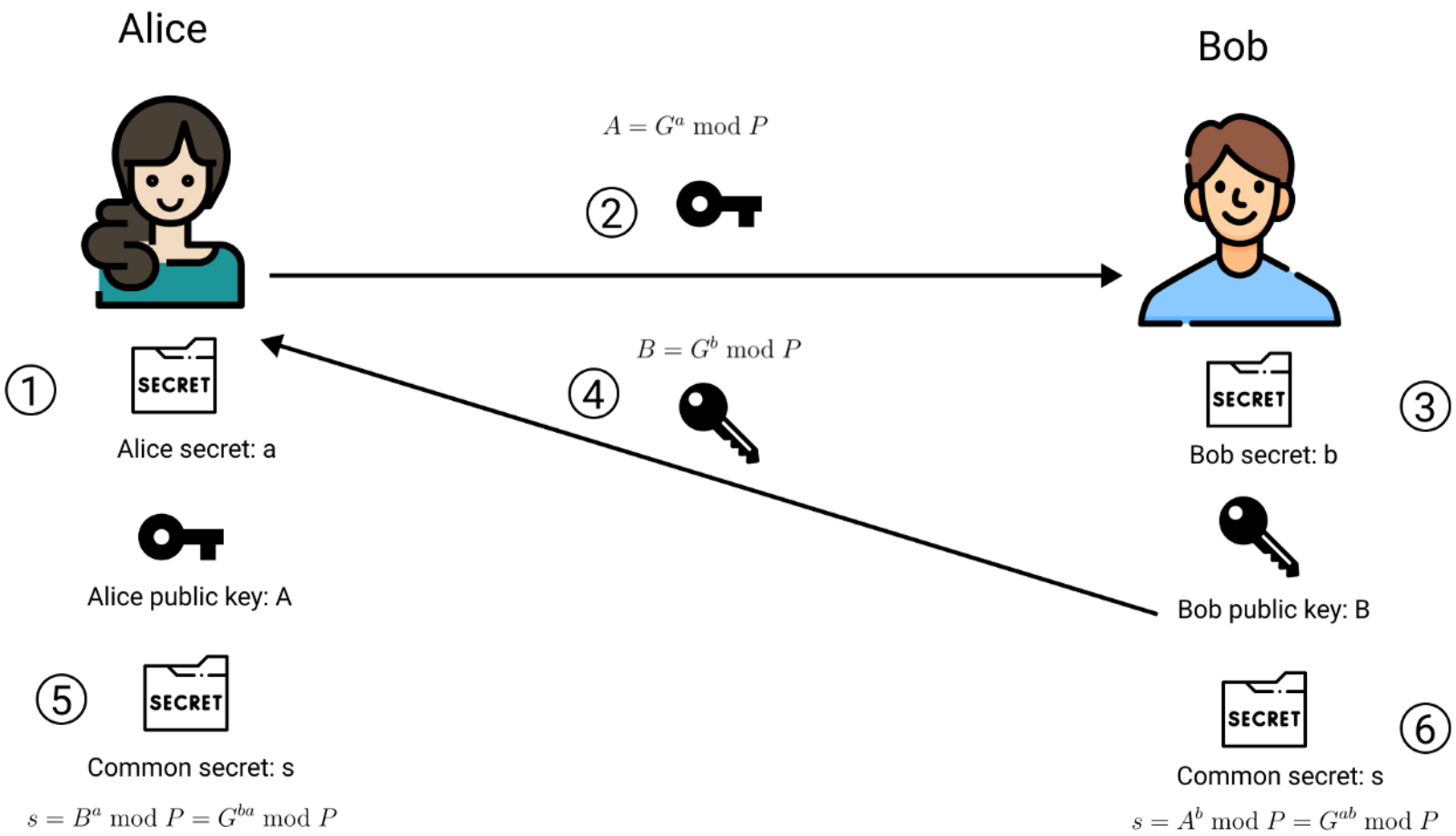
Diffie-Hellman-Schlüsseltausch I

- Diskreter Logarithmus (analog zum „herkömmlichen“ Logarithmus)
  - Umkehroperation zur Exponentiation in einem Modul
  - Definition: $log_g(h) = x$, wenn $g^x \equiv h \mod n$ in $\mathbb{Z}_n^*$
  - Beispiel: $log_3(4) \equiv 2 \mod 5$
  - Für einige g in zyklischen Gruppen ist log_g einfach zu berechnen
  - Für einige g wird **angenommen**, dass log_g schwierig zu berechnen ist

- Diffie-Hellman-Vermutung (Computational-Diffie-Hellman-Problem):
  - Aufgabe: Gegeben $X := g^x$ und $Y := g^y$ mit bekanntem Generator g und Modul n, bestimme $g^{x \cdot y} = (g^x)^y = (g^y)^x$
  - Wenn log_g für g in $\mathbb{Z}_n^*$ einfach zu berechnen ist, ist $g^{x \cdot y}$ einfach als $X^{log_g(Y)} = (g^x)^y = g^{x \cdot y}$ zu berechnen
  - **Wenn** log_g für g in $\mathbb{Z}_n^*$ schwierig zu berechnen ist, ist $g^{x \cdot y}$ schwierig zu berechnen

$\rightarrow$ Verwende diese Vermutung, um ein Schlüsseltauschprotokoll zu konstruieren

Diffie-Hellman-Schlüsseltausch II



Quelle: Kosolov, P.: Diffie-Hellman Key Exchange via REST. `https://medium.com/@razumovsky_r/diffie-hellman-key-exchange-via-rest-b7a91c9df7b1` (Zugriff am 25.8.2022), 2022.

Diffie-Hellman-Schlüsseltausch III

- Schritte (G und P werden als öffentlich bekannt angenommen):
  1. Alice generiert ein zufälliges Gruppenelement a (außerhalb des Umf.)
  2. Alice sendet $A = G^a \mod P$ an Bob
  3. Bob generiert ein zufälliges Gruppenelement b (außerhalb des Umf.)
  4. Bob sendet $B = G^b \mod P$ an Alice
  5. Alice berechnet das gemeinsame Geheimnis/den Schlüssel $s = B^a = (G^b)^a = G^{a \cdot b}$
  6. Bob berechnet das gemeinsame Geheimnis/den Schlüssel $s = A^b = (G^a)^b = G^{a \cdot b}$
- Eve kann $A = G^a$ und $B = G^b$ sehen, aber aus dieser Information alleine $s = G^{a \cdot b}$ nicht berechnen (Diffie-Hellman-Vermutung)
- Es könnte andere Wege geben, s zu berechnen $\rightarrow$ stärkere Sicherheitsdefinition über Decisional-Diffie-Hellman-Problem (außerhalb des Umfanges)
- Ein „man in the middle“ könnte immer noch die Kommunikation abhören, d.h. zusätzlicher Schutz ist notwendig (ohne Details)

Praktische Belange

- Forward Secrecy
  - Wenn ein Angreifer irgendwie das gemeinsame Geheimnis herausfindet, kann er nur die aktuelle, nicht aber vergangene oder zukünftige Konversationen zwischen Alice und Bob mitlesen
  - Erfordert, dass Alice und Bob jedes Mal neue Schlüssel generieren/austauschen, wenn sie kommunizieren (auch Diffie-Hellman Ephemeral genannt, von engl. *ephemeral* für kurzlebig, flüchtig)
- Wie gute Generatoren und Gruppen wählen
  - Für $\mathbb{Z}^*_{n\in\mathbb{P}}$ ist diskreter Logarithmus in einigen Fällen leicht zu berechnen

  $\rightarrow$ „Sichere“ Primzahlen und bestimmte große Teilgruppen verwenden (außerhalb des Umfangs)
  - Zusätzlich auf angreifbare g und n überprüfen (außerhalb des Umfangs)
- Wie die Größe des Moduls n wählen
  - Symmetrische Schlüsselgrößen können **nicht** mit (Teil-)Gruppengrößen verglichen werden
  - Empfehlungen unter `https://www.keylength.com/en/compare/`

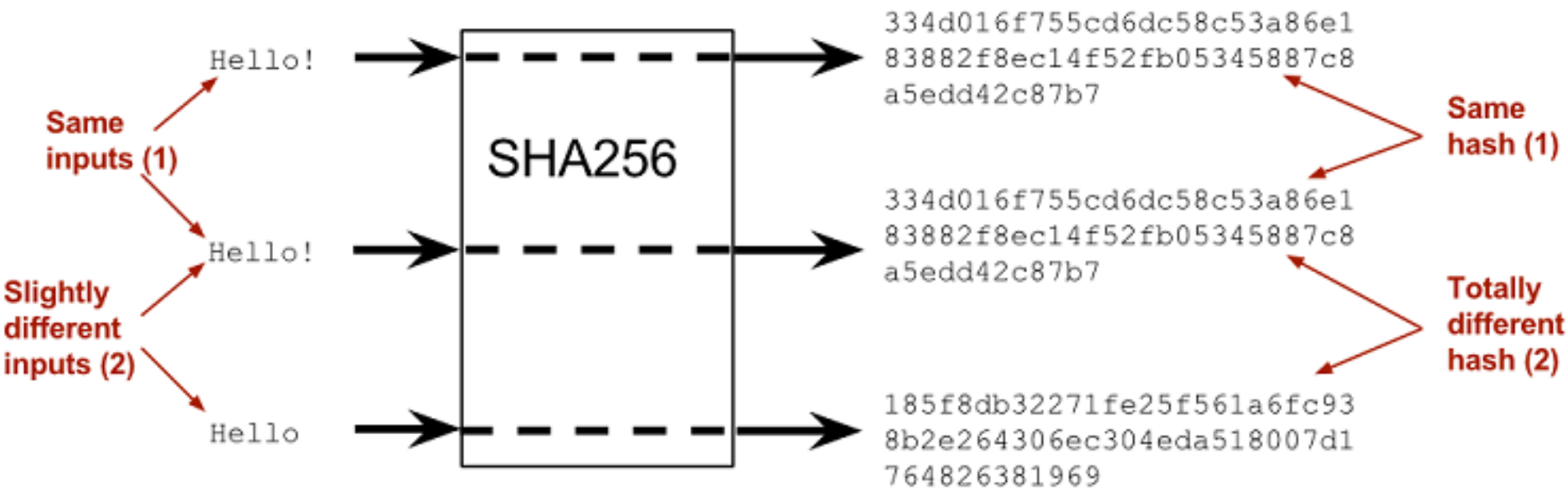
[2] IBM Corporation: Variants of Diffie-Hellman.
`https://www.ibm.com/docs/en/zvse/6.2?topic=SSB27H_6.2.0/fa2ti_openssl_variants_of_diffie_hellman.html`
(Zugriff am 25.8.2022), 2021.

Überblick über kryptografische Hashes I

- Eine Hashfunktion $H(m)$
  - erzeugt einen Fingerabdruck/Hash einer gegebenen Nachricht m
  - ordnet einer variabel langen Eingabe eine Ausgabe fester Länge zu
  - ist eine „Einbahn“, d.h. rechnerisch unzumutbar sie umzukehren
- Anwendungen
  - Nachrichtenintegrität: Verfälschungen/Sabotage erkennen
  - Digitale Signaturen (später): Hash statt voller Nachricht signieren
  - Pseudozufallszahlenerzeugung (außerhalb des Umfangs)
- Beispielhashfunktion: Secure Hash Algorithm 2

Kryptografische Hashes II

- Dieselbe Eingabe liefert immer dieselbe Ausgabe, d.h. $H(m_1) = H(m_2)$, wenn $m_1 = m_2$
- Verschiedene Eingaben liefern idealerweise verschiedene Ausgaben (später mehr)



Quelle: Manning Publications: Cryptographic Hashes and Bitcoin. `https://freecontent.manning.com/cryptographic-hashes-and-bitcoin/` (Zugriff am 23.8.2022), 2017.

Einwegfunktionen

- Eine Einwegfunktion
  - ist einfach zu berechnen
  - ist schwer umzukehren
  - baut auf die Existenz eines Problems auf, das einfach in eine und schwierig in die Gegenrichtung zu berechnen ist
- Beispiel: Faktorisierung als Einwegfunktion
  - Gegeben beliebige und große $p, q \in \mathbb{P}$, multipliziere $N = p \cdot q$ und gib letzteres aus
  - Umgekehrtes Problem: gegeben ein beliebiges und großes N, das das Produkt zweier Primzahlen ist, faktorisiere p und q, sodass $p \cdot q = N$
  - **Nimmt an**, dass die Faktorisierungsvermutung wahr ist (Multiplizieren ist rechnerisch „leicht“, aber Faktorisieren ist rechnerisch „schwierig“)
- Einwegfunktionen alleine sind unzureichend, um robuste Hashfunktionen zu konstruieren
- Praktische Hashfunktionen begründen ihre Sicherheit nicht auf beweisbarer Reduktion auf Einwegfunktionen, sondern Heuristiken

Secure Hash Algorithm 2 I

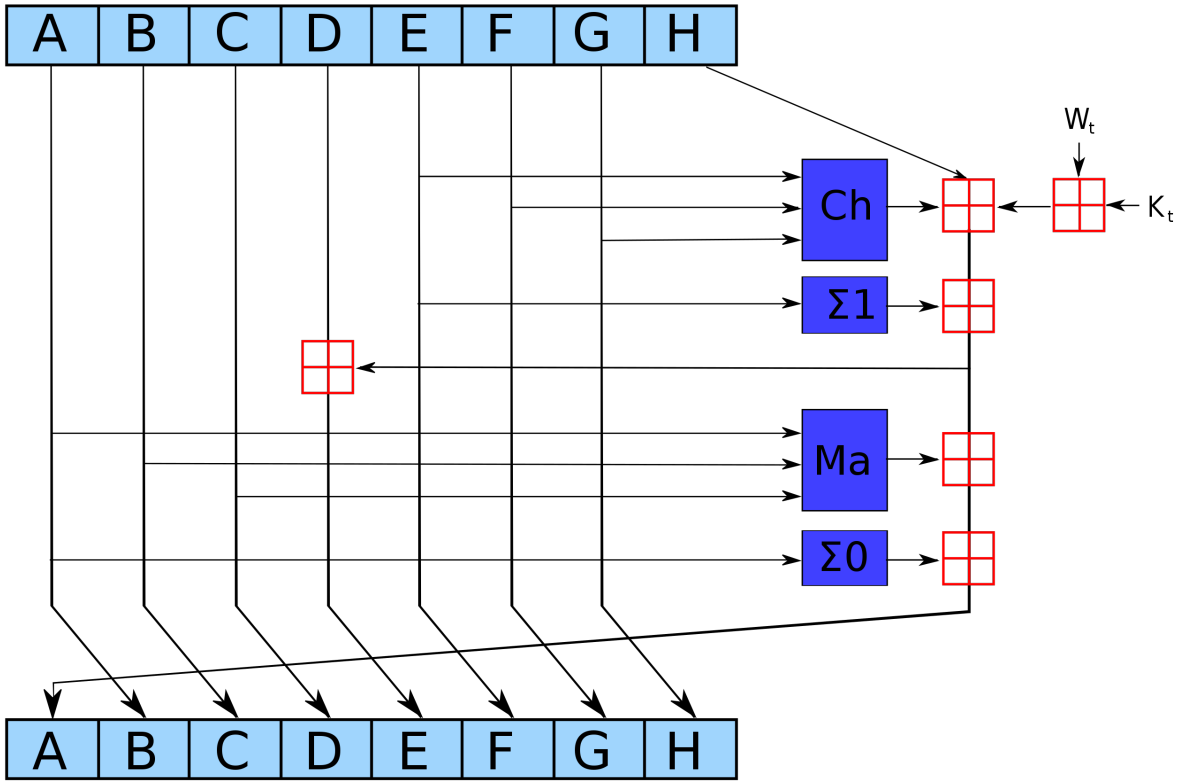
- Secure Hash Algorithm 2 (SHA-2)
  - Nach SHA-1-Schwachstellen standardisiert (2001)
  - Weit verbreitet und unterstützt
  - Unterstützt 224-, 256-, 384- und 512-Bit-Ausgaben (siehe `https://www.keylength.com/en/compare/` für empfohlene Ausgabegrößen)
  - Bekannte Angriffe auf vereinfachte Variationen von SHA-2, aber kein besserer Weg als generische Angriffe, die alle kryptografischen Hashes betreffen (später), bekannt, um volles SHA-2 zu brechen

- Beispiel: SHA-512 (SHA-2 mit 512-Bit-Ausgabe)
  - 80 Runden Aktualisierung von internen 32-Bit-Statusvariablen `A-H` mit 64-Bit-Wort W basierend auf der Eingabenachricht (vereinfacht)
  - Automatisches Auffüllen für Nachrichten, deren Länge kein ganzzahliges Vielfaches von 64 Bit ist

[3] Khovratovich, D., Rechberger, C., Savelieva, A.: Bicliques for Preimages: Attacks on Skein-512 and the SHA-2 Family. In: FSE 2012: Fast Software Encryption, 2012.

Secure Hash Algorithm 2 II

- Anmerkung: Das rote Plus bezeichnet 64-Bit-Addition, die blauen Funktionsblöcke führen logische und Bitshift-Operationen durch, wie in der Bildquelle ausgeführt



Source: kockmeyer: A schematic that shows the SHA-2 algorithm. `https://commons.wikimedia.org/wiki/File:SHA-2.svg#/media/File:SHA-2.svg` (Zugriff am 23.8.2022), 2007.

[3] Khovratovich, D., Rechberger, C., Savelieva, A.: Bicliques for Preimages: Attacks on Skein-512 and the SHA-2 Family. In: FSE 2012: Fast Software Encryption, 2012.

Angriffe auf kryptografische Hashes – Einführung

- Grundlegende Definitionen:
  - Kollision: Zwei Eingaben (Nachrichten), die dieselbe Ausgabe (Hash) liefern: $H(m_1) = H(m_2)$, wenn $m_1 \neq m_2$
  - Kollisionsresistenz: Es ist rechnerisch unzumutbar Kollisionen zu finden
- Kollisionen **müssen** auftreten, wenn beliebig lange Eingaben bei Ausgaben fester Länge erlaubt werden (Schubfachprinzip)

$\rightarrow$ Schwächere Sicherheitsstufen in der Praxis:

- Second-Preimage-Resistenz: Gegeben eine Nachricht m, ist es unzumutbar ein $m' \neq m$ zu finden, sodass $H(m') = H(m)$
- Preimage-Resistenz: Gegeben ein Hash $h = H(m)$, ist es unzumutbar ein m' zu finden, sodass $H(m') = h$

Angriffe auf kryptografische Hashes – Überblick

- Brute-Force-Angriff (Preimage-Angriff)
  - Versuche ein Urbild (engl. *preimage*) m oder ein anderes m' zu finden, sodass $H(m) = H(m') =: h$
  - Generiere Nachrichten $m_1, m_2, \ldots$
  - Für n-Bit-Hashes ist die Wahrscheinlichkeit, dass ein beliebiges m_i zu h gehasht wird $\frac{1}{2^n}$

  $\rightarrow$ 2^n Versuche notwendig
- Geburtstagsangriff (Second-Preimage-Angriff)
  - Versuche zwei Urbilder $m \neq m'$ zu finden, sodass $H(m) = H(m')$
  - Generiere **unterschiedliche** Nachrichten $m_1, m_2, \ldots$ **zufällig gleichverteilt**
  - Für n-Bit-Hashes ist die Wahrscheinlichkeit, dass zwei beliebige m_i und m_j $(i \neq j)$ zur selben Ausgabe gehasht werden, durch das Geburtstagsparadoxon bestimmt

  $\rightarrow$ $2^{\frac{n}{2}}$ Versuche notwendig
- Verlängerungen (engl. *length extensions*, außerhalb des Umfangs)
- Teilnachrichtangriff (engl. *partial-message attack*, außerhalb d. Umf.)

...

Danke für die Aufmerksamkeit!

Fragen?