



BSI – Technische Richtlinie

Bezeichnung: **Kryptographische Verfahren:
Empfehlungen und Schlüssellängen**

Kürzel: BSI TR-02102-1

Version: 2018-02

Stand: 29. Mai 2018

Version	Datum	Änderungen
2016-01	14.12.2015	Streichung des Kapitels zu SSH, das in die TR-02102-4 ausgelagert wurde. Streichung der 224-Bit-Schlüssellänge für ECDH-basierende Verfahren wie bereits in den letzten Jahren angekündigt. Streichung der Hashfunktionen mit 112 Bit Sicherheitsniveau. Aufnahme der SHA-3-Familie unter die geeigneten Hashfunktionen. Anpassung der Empfehlungen zu RSA-Schlüssellängen: es wird stärker betont, dass mittel- bis längerfristig eine Umstellung bei Verfahren basierend auf dem RSA-Problem und auf dem Diffie-Hellman-Problem in endlichen Körpern auf Schlüssellängen ab 3000 Bit empfehlenswert ist. Geringfügige Anpassungen im Hinblick auf die Möglichkeit von Vorberechnungsangriffen gegen das DH-Problem in endlichen Körpern. Aktualisierung verschiedener Referenzen.
2017-01	3.1.2017	Grundlegende Überarbeitung des Abschnitts zur Zufallszahlenerzeugung unter Windows. Anpassung des Sicherheitsniveaus der vorliegenden Richtlinie für den Vorhersagezeitraum nach 2022 auf 120 Bit. Entsprechend Anpassung der empfohlenen Schlüssellängen für RSA-Verfahren und DL-Verfahren in endlichen Körpern.
2018-01	15.12.2017	Grundlegende Überarbeitung des Abschnitts zur Primzahlerzeugung. Überarbeitung der Aussagen zur Hashfunktion SHA-1 als Reaktion auf die Veröffentlichung einer Kollision für SHA-1. Die Dokumentenhistorie wird aus Platzgründen auf die letzten drei Jahre beschränkt.
2018-02	9.5.2018	Behebung eines technischen Problems bei der Dokumentenübersetzung aus $\text{L}^{\text{A}}\text{T}_{\text{E}}\text{X}$.

Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik

Postfach 20 03 63, 53133 Bonn, Germany

E-Mail: tr02102@bsi.bund.de

Internet: <https://www.bsi.bund.de>

© Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik 2018

Inhaltsverzeichnis

Notationen und Glossar	7
1 Einleitung	13
1.1 Sicherheitsziele und Auswahlkriterien	14
1.2 Allgemeine Hinweise	16
1.3 Kryptographische Hinweise	18
1.4 Umgang mit Legacy-Algorithmen	18
1.5 Wichtige in dieser Richtlinie nicht behandelte Themen	19
2 Symmetrische Verschlüsselungsverfahren	22
2.1 Blockchiffren	22
2.1.1 Betriebsarten	23
2.1.2 Betriebsbedingungen	24
2.1.3 Paddingverfahren	25
2.2 Stromchiffren	25
2.3 Seitenkanalangriffe auf symmetrische Verfahren	25
3 Asymmetrische Verschlüsselungsverfahren	27
3.1 Vorbemerkung zu asymmetrischen Schlüssellängen	30
3.1.1 Allgemeine Vorbemerkungen	30
3.1.1.1 Sicherheit asymmetrischer Verfahren	30
3.1.1.2 Äquivalente Schlüssellängen für asymmetrische und symmetrische kryptographische Verfahren	31
3.1.2 Schlüssellängen bei langfristig schützenswerten Informationen und in Systemen mit langer vorgesehener Einsatzdauer	32
3.2 Sonstige Bemerkungen	34
3.2.1 Seitenkanalangriffe und Fault-Attacks	34
3.2.2 Public-Key-Infrastrukturen	34
3.3 ECIES-Verschlüsselungsverfahren	35
3.4 DLIES-Verschlüsselungsverfahren	36
3.5 RSA	37
4 Hashfunktionen	39
5 Datenauthentisierung	41
5.1 Vorbemerkungen	41
5.2 Sicherheitsziele	41
5.3 Message Authentication Code (MAC)	42
5.4 Signaturverfahren	43
5.4.1 RSA	45
5.4.2 Digital Signature Algorithm (DSA)	45
5.4.3 DSA-Varianten basierend auf elliptischen Kurven	46

5.4.4	Merklesignaturen	47
5.4.5	Langfristige Beweiswerterhaltung für digitale Signaturen	48
6	Instanzauthentisierung	49
6.1	Symmetrische Verfahren	49
6.2	Asymmetrische Verfahren	50
6.3	Passwortbasierte Verfahren	50
6.3.1	Empfohlene Passwortlängen für den Zugriff auf kryptographische Hardwarekomponenten	50
6.3.2	Empfohlene Verfahren zur passwort-basierten Authentisierung gegenüber kryptographischen Hardwarekomponenten	51
7	Schlüsseleinigungsverfahren, Schlüsseltransportverfahren und Key-Update	53
7.1	Symmetrische Verfahren	54
7.2	Asymmetrische Verfahren	55
7.2.1	Diffie-Hellman	55
7.2.2	EC Diffie-Hellman	56
8	Secret Sharing	57
9	Zufallszahlengeneratoren	59
9.1	Physikalische Zufallszahlengeneratoren	60
9.2	Deterministische Zufallszahlengeneratoren	62
9.3	Nicht-physikalische nicht-deterministische Zufallszahlengeneratoren	63
9.4	Verschiedene Aspekte	64
9.5	Seedgenerierung für deterministische Zufallszahlengeneratoren	64
9.5.1	GNU/Linux	65
9.5.2	Windows	66
A	Anwendung kryptographischer Verfahren	68
A.1	Verschlüsselungsverfahren mit Datenauthentisierung (Secure Messaging)	68
A.2	Authentisierte Schlüsselvereinbarung	69
A.2.1	Vorbemerkungen	69
A.2.2	Symmetrische Verfahren	69
A.2.3	Asymmetrische Verfahren	70
B	Zusätzliche Funktionen und Algorithmen	72
B.1	Schlüsselableitung	72
B.2	Erzeugung unvorhersagbarer Initialisierungsvektoren	72
B.3	Erzeugung von EC-Systemparametern	73
B.4	Generierung von Zufallszahlen für probabilistische asymmetrische Verfahren	74
B.5	Erzeugung von Primzahlen	75
B.5.1	Vorbemerkungen	75
B.5.2	Konforme Verfahren	75
B.5.3	Erzeugung von Primzahlpaaren	78
B.5.4	Hinweise zur Sicherheit der empfohlenen Verfahren	78
C	Protokolle für spezielle kryptographische Anwendungen	80
C.1	SRTP	80

Tabellenverzeichnis

1.1	Beispiele für Schlüssellängen für ein Sicherheitsniveau von mindestens 100 beziehungsweise 120 Bit	15
1.2	Empfohlene Schlüssellängen	15
2.1	Empfohlene Blockchiffren	22
2.2	Empfohlene Betriebsarten für Blockchiffren	23
2.3	Empfohlene Paddingverfahren für Blockchiffren	25
3.1	Schlüssellaengen	28
3.2	Ungefährer Rechenaufwand R (in Vielfachen des Rechenaufwandes für eine einfache kryptographische Operation, z.B. einmalige Auswertung einer Blockchiffre auf einem Block) für die Berechnung diskreter Logarithmen in elliptischen Kurven (ECDLP) beziehungsweise Faktorisierung allgemeiner zusammengesetzter Zahlen mit den angegebenen Bitlängen.	32
3.3	Empfohlenes Formatierungsverfahren für den RSA-Verschlüsselungsalgorithmus	38
4.1	Empfohlene Hashfunktionen	40
5.1	Empfohlene MAC-Verfahren	43
5.2	Parameter für empfohlene MAC-Verfahren	43
5.3	Empfohlene Signaturverfahren	44
5.4	Empfohlene Formatierungsverfahren für den RSA-Signaturalgorithmus	45
5.5	Empfohlene Signaturverfahren basierend auf elliptischen Kurven	47
6.1	Schematische Darstellung eines Challenge-Response-Verfahren zur Instanzauthentisierung	49
6.2	Empfohlene Passwortlängen und empfohlene Anzahl der Zugriffsversuche für den Zugriffsschutz kryptographischer Komponenten	50
6.3	Empfohlenes passwortbasiertes Verfahren für den Zugriffsschutz auf kontaktlose Chipkarten	52
7.1	Empfohlene asymmetrische Schlüsseleinigungsverfahren	55
8.1	Berechnung der Teilgeheimnisse im Shamir Secret-Sharing-Verfahren	57
8.2	Zusammensetzen der Teilgeheimnisse im Shamir Secret-Sharing-Verfahren	58
9.1	Empfohlenes Verfahren zur Seedgenerierung unter GNU/Linux	65
A.1	Empfohlenes symmetrisches Verfahren zur authentisierten Schlüsselvereinbarung	70
A.2	Empfohlene asymmetrische Verfahren zur Schlüsselvereinbarung mit Instanzauthentisierung	70
B.1	Empfohlenes Verfahren zur Schlüsselableitung	72
B.2	Empfohlene Verfahren zur Erzeugung unvorhersagbarer Initialisierungsvektoren	73

B.3	Empfohlene EC-Systemparameter für asymmetrische Verfahren, die auf elliptischen Kurven basieren	74
B.4	Berechnung von Zufallswerten auf $\{0, \dots, q - 1\}$	74
B.5	Empfohlenes Verfahren 1: Erzeugung von Primzahlen durch die Verwerfungsmethode	76
B.6	Empfohlenes Verfahren 2: Erzeugung von Primzahlen durch eine effizienzoptimierte Verwerfungsmethode	76
B.7	Legacy-Verfahren: Erzeugung von Primzahlen durch inkrementelle Suche	77
B.8	Empfohlener probabilistischer Primzahltest	77

Notationen und Glossar

\mathbb{F}_n	Der Körper mit n Elementen. Wird auch als $\text{GF}(n)$ bezeichnet.
\mathbb{Z}_n	Der Ring der Restklassen modulo n in \mathbb{Z} .
φ	$\varphi : \mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$ ist die eulersche Phi-Funktion. Sie läßt sich definieren über $\varphi(n) := \text{Card}(\mathbb{Z}_n^*)$.
R^*	Die Einheitengruppe des kommutativen Rings R .
Card	Für eine endliche Menge M bezeichne $\text{Card}(M)$ (auch $ M $ geschrieben) die Anzahl ihrer Elemente.

Ceiling-Funktion Die Ceiling-Funktion $\lceil \cdot \rceil : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{Z}$ kann definiert werden über $\lceil x \rceil := \min\{z \in \mathbb{Z} : z \geq x\}$.

Floor-Funktion Die Floor-Funktion $\lfloor \cdot \rfloor : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{Z}$ ist definiert über $\lfloor x \rfloor := \max\{z \in \mathbb{Z} : z \leq x\}$.

A

AES Von NIST in FIPS 197 [43] standardisierte Blockchiffre mit einer Blockgröße von 128 Bit. Entsprechend der Länge der verwendeten Schlüssel werden AES-128, AES-192 sowie AES-256 unterschieden. Abgesehen von related-Key-Angriffen gegen AES-192 und AES-256 sind keine Angriffe gegen AES bekannt, die einen wesentlichen Vorteil gegenüber generischen Angriffen auf Blockchiffren erzeugen.

Asymmetrische Kryptographie Oberbegriff für kryptographische Verfahren, in denen die Ausführung mancher kryptographischer Operationen (etwa die Verschlüsselung einer Nachricht oder die Prüfung einer Signatur) durch Parteien erfolgen kann, die keine geheimen Daten kennen.

Authentisierte Verschlüsselung Verschlüsselungsverfahren heißen *authentisiert*, wenn nicht nur die Vertraulichkeit, sondern auch die Integrität der zu verschlüsselnden Daten geschützt wird.

Authentisierung Ziel der sicheren Identifikation einer Person oder einer Maschine. Im gegebenen Kontext geht es dabei um Personen oder Maschinen, die Quelle oder Ziel einer Kommunikationsverbindung darstellen und die Authentisierung erfolgt unter Ausnutzung eines kryptographischen Geheimnisses.

Authentizität Authentizität einer Nachricht bedeutet, dass seit der Erstellung der Nachricht keine Veränderungen an der Nachricht vorgenommen wurden und dass keine falschen Informationen über den Absender der Nachricht beim Empfänger vorliegen. Im Sprachgebrauch der vorliegenden Technischen Richtlinie wird damit die Authentizität einer Nachricht durch Verfahren zur Datenauthentisierung nur dann zuverlässig geschützt, wenn der Zugriff auf die verwendeten Authentisierungsschlüssel durch ein Verfahren zur Instanzauthentisierung zuverlässig geschützt wird und durch kryptographische Mechanismen ein Wiedereinspielen von alten Nachrichten verhindert wird.

B

Blockchiffre Schlüsselabhängige, effizient berechenbare, umkehrbare Abbildung, die Klartexte einer festen gegebenen Bitlänge n auf Chifftrate der gleichen Länge abbildet. Ohne Kenntnis des Schlüssels sollte es nicht praktisch möglich sein, die Ausgabe der Blockchiffre von der Ausgabe einer zufällig gewählten bijektiven Abbildung zu unterscheiden.

C

Chosen-Ciphertext-Attacke Kryptographischer Angriff, in dem der Angreifer Zugriff auf Klartexte zu von ihm gewählten Chiffraten erhalten kann. Das Ziel des Angreifers ist es in der Regel, ein gegebenes Chifftrat zu dechiffrieren, das zu keinem dieser Klar-Geheim-Kompromisse gehört. Abhängig davon, ob der Angreifer dieses Chifftrat vor oder nach dem Ende des Angriffes kennt, unterscheidet man zwischen adaptiven und nicht-adaptiven Chosen-Ciphertext-Attacken.

Chosen-Plaintext-Attacke Kryptographischer Angriff, in dem der Angreifer Zugriff auf Chifftrate zu von ihm gewählten Klartexten erhalten kann.

D

Datenauthentisierung Schutz der Integrität einer Nachricht durch kryptographische Verfahren.

Diffie-Hellman-Problem (DH) Gegeben sind g, g^a, g^b , wobei g ein Erzeuger der zyklischen Gruppe G ist. Zu berechnen ist g^{ab} . Die Schwierigkeit dieses Problems ist abhängig von der Darstellung der Gruppe. Das DH-Problem ist leicht lösbar für Angreifer, die diskrete Logarithmen in G berechnen können.

Diskreter Logarithmus (DL) Problem der Berechnung von d gegeben g^d in einer durch g erzeugten zyklischen Gruppe G . Die Schwierigkeit dieses Problems ist abhängig von der Darstellung der Gruppe.

DLIES Discrete Logarithm Integrated Encryption Scheme, hybrides authentisiertes Verschlüsselungsverfahren auf DH-Basis in \mathbb{F}_p^* .

E

ECIES Elliptic Curve Integrated Encryption Scheme, hybrides authentisiertes Verschlüsselungsverfahren auf DH-Basis in elliptischen Kurven.

F

Fault-Attacke Angriff auf ein kryptographisches System, in dem der Angreifer eine fehlerhafte Ausführung einer kryptographischen Operation nutzt beziehungsweise aktiv hervorruft.

Festplattenverschlüsselung Festplattenverschlüsselung bezeichnet die vollständige Verschlüsselung eines Datenträgers. Das Ziel einer Festplattenverschlüsselung ist es, zu erreichen, dass aus dem verschlüsselten System zumindest in dessen abgeschaltetem Zustand keine vertraulichen Informationen ausgelesen werden können.

Forward Secrecy (für deterministische Zufallsgeneratoren) Im Zusammenhang mit deterministischen Zufallsgeneratoren bedeutet Forward Secrecy, dass künftige Ausgabewerte des Zufallsgenerators nicht mit mehr als vernachlässigbarem Vorteil vorhergesagt werden können durch Angreifer, die nur frühere Ausgabewerte des Zufallsgenerators, aber nicht dessen inneren Zustand kennen und deren Rechenleistung sich unterhalb einer Schranke bewegt, die durch das Sicherheitsniveau des deterministischen Zufallsgenerators gegeben ist [62].

Forward Secrecy (für kryptographische Protokolle), deutsch fortgesetzte Geheimhaltung Sicherheitseigenschaft eines kryptographischen Protokolls, die besagt, dass eine Preisgabe kryptographischer Langzeitgeheimnisse es einem Angreifer nicht möglich macht, vergangene Sitzungen des Protokolls zu kompromittieren [37]. Es ist zu beachten, dass für ein beliebiges Protokoll Forward Secrecy nur dann erfüllt sein kann, wenn bei der Erzeugung der Ephemeralschlüssel innerhalb des Protokolls ein Zufallsgenerator eingesetzt wurde, der mindestens Enhanced Backward Secrecy nach [62] garantiert. Sollen darüber hinaus nicht durch einen Angreifer manipulierte *künftige* Sitzungen im Fall einer Kompromittierung aller langfristigen Geheimnisse geschützt bleiben, dann muss bei der Erzeugung der Ephemeralschlüssel ein Zufallsgenerator eingesetzt werden, der zusätzlich Enhanced Forward Secrecy [62] bietet.

Forward Security Mit den Konzepten der *Forward Secrecy* für kryptographische Protokolle und deterministische Zufallsgeneratoren verwandt (aber mit keinem der beiden identisch) ist der Begriff der *Forward Security* für Verschlüsselungs- und Signaturverfahren, siehe zum Beispiel den Übersichtsartikel [58].

G

GCM Galois Counter Mode, ein Betriebsmodus für Blockchiffren, der aus der Blockchiffre ein authentisiertes Verschlüsselungsverfahren konstruiert. Auch die Authentisierung nicht verschlüsselter Daten wird unterstützt.

GHASH Schlüsselabhängige Prüfsumme, die innerhalb des authentisierten Blockchiffren-Betriebsmodus GCM verwendet wird. Der Hash einer Nachricht $M = M_0M_1 \dots M_n$ (M_i 128-Bit-Blöcke) ergibt sich in GHASH als $\sum_{i=0}^n M_i H^{n-i+1}$, wo $H \in GF(2^{128})$ der Hash-Key ist. Zu beachten ist, dass GHASH für sich genommen nicht als kryptographische Hashfunktion oder als Message Authentication Code verwendet werden kann! Günstige Sicherheitseigenschaften ergeben sich nur für GCM (oder die Authentisierung von GCM ohne Verschlüsselung, also den GMAC-Authentisierungscode) als Ganzes.

Gleichverteilung Im Kontext dieser Technischen Richtlinie bedeutet *gleichverteilte* Erzeugung einer Zufallszahl aus einer Grundmenge M immer, dass der erzeugende Prozess praktisch nicht von einer ideal zufälligen (also von einer echt zufälligen, gleichverteilten, unabhängigen) Ziehung von Elementen aus M unterschieden werden kann.

GMAC Message Authentication Code, der sich aus einer Verwendung des GCM ohne zu verschlüsselnde Daten ergibt.

H

Hashfunktion Eine Funktion $h : M \rightarrow N$, die effizient berechenbar ist und für die M deutlich größer ist als N . h heißt *kryptographische* Hashfunktion, wenn sie kollisionsresistent

und resistent gegen Berechnung erster und zweiter Urbilder ist. In der Regel wird in der vorliegenden Technischen Richtlinie der Begriff *Hashfunktion* eine kryptographische Hashfunktion meinen.

Hybride Verschlüsselung Verschlüsselungsverfahren, das Public-Key-Kryptographie zum Schlüsseltransport für ein symmetrisches Verschlüsselungsverfahren nutzt, welches wiederum zur Verschlüsselung der Nachricht verwendet wird.

I

Informationstheoretische Sicherheit Ein kryptographisches Verfahren heißt *informationstheoretisch sicher*, wenn jeder Angreifer bei dem Versuch, das System zu brechen, an *Mangel an Information* scheitert. In diesem Fall wird das Sicherheitsziel *unabhängig von der dem Angreifer zur Verfügung stehenden Rechenleistung erreicht*, solange die Annahmen über die dem Angreifer zugänglichen Informationen über das System zutreffend sind. Es existieren informationstheoretisch sichere Verfahren in vielen Bereichen der Kryptographie, zum Beispiel zur Verschlüsselung von Daten (One Time Pad), zur Authentisierung von Daten (Wegman-Carter-MAC), oder im Bereich Secret Sharing (Shamir Secret Sharing, siehe auch Kapitel 8). In der Regel gibt es in Verfahren dieser Art *keinerlei* Sicherheitsgarantien, wenn die Einsatzvoraussetzungen des Verfahrens nicht exakt eingehalten werden.

Instanzauthentisierung Nachweis des Besitzes eines Geheimnisses durch einen Benutzer oder ein informationsverarbeitendes System gegenüber einer anderen Stelle.

Integrität Ziel der Bindung des verändernden Zugriffs auf eine Information an das Recht zur Veränderung der Information. Im kryptographischen Kontext bedeutet dies, dass eine Nachricht nur unter Verwendung eines bestimmten geheimen kryptographischen Schlüssel unbemerkt verändert werden kann.

K

Kollisionsresistenz Eine Funktion $h : M \rightarrow N$ heißt kollisionsresistent, wenn es praktisch unmöglich ist, $x \neq y$ zu finden mit $h(x) = h(y)$.

M

MAC Message Authentication Code, schlüsselabhängige kryptographische Prüfsumme. Ohne Kenntnis des Schlüssels sollte es einem Angreifer praktisch nicht möglich sein, die MACs sich nicht wiederholender Nachrichten von Zufallsdaten zu unterscheiden. Erfolgreiche Fälschungen von Tags sind in diesem Fall für keinen Angreifer mit einer Wahrscheinlichkeit wesentlich über 2^{-t} möglich, wo t die Länge der Authentisierungs-Tags bezeichnet. Vorgaben zur Länge von t sind in diesem Fall stark anwendungsabhängig.

Min-Entropie Die Min-Entropie einer diskreten Zufallsvariablen X (intuitiv eines Zufallsexperiments mit einer abzählbaren Menge möglicher Ergebnisse) ist definiert als $-\log_2(p)$, wo p die Wahrscheinlichkeit des wahrscheinlichsten Wertes für X bezeichnet.

P

Partitions-Verschlüsselung Partitionsverschlüsselung bezeichnet die vollständige Verschlüsselung einer Partition eines Datenträgers. Die eingesetzten Verfahren ähneln denen zur Festplattenverschlüsselung.

Public-Key-Kryptographie Siehe Asymmetrische Kryptographie.

R

Related-Key-Attacke Angriff auf ein kryptographisches Verfahren, in dem der Angreifer Verschlüsselungen und gegebenenfalls Entschlüsselungen nicht nur unter dem eigentlich verwendeten Schlüssel K , sondern außerdem unter einer Anzahl anderer dem Angreifer nicht bekannter Schlüssel abfragen darf, die mit K in einer dem Angreifer bekannten Beziehung stehen. Dieses Modell ist für den Angreifer sehr günstig. In manchen Situationen können Related-Key-Attacken dennoch praktisch relevant sein, zum Beispiel im Zusammenhang der Konstruktion einer kryptographischen Hashfunktion aus einer Blockchiffre.

S

Schlüssellänge Für symmetrische kryptographische Verfahren ist die Schlüssellänge einfach die Bitlänge des verwendeten geheimen Schlüssels. Für RSA (Signatur- und Verschlüsselungsverfahren) wird die Bitlänge des RSA-Moduls n als Schlüssellänge bezeichnet. Für Verfahren, die auf dem Diffie-Hellman-Problem oder diskreten Logarithmen in \mathbb{F}_p^* basieren (DLIES, DH-Schlüsseltausch, DSA), wird als Schlüssellänge die Bitlänge von p definiert. Für Verfahren, die auf dem Diffie-Hellman-Problem oder diskreten Logarithmen in einer elliptischen Kurve C über dem endlichen Körper \mathbb{F}_n aufbauen (ECIES, ECDH, ECDSA und Varianten), ist die Schlüssellänge die Bitlänge von n .

Secret Sharing Secret Sharing bezeichnet Verfahren zur Verteilung geheimer Daten (zum Beispiel eines kryptographischen Schlüssels) auf mehrere Speichermedien. Das ursprüngliche Geheimnis kann dabei nur unter Auswertung mehrerer Teilgeheimnisse rekonstruiert werden. Zum Beispiel kann ein Secret-Sharing-Schema vorsehen, dass von insgesamt n Teilgeheimnissen mindestens k bekannt sein müssen, um den zu schützenden kryptographischen Schlüssel zu rekonstruieren.

Seitenkanal-Angriff Angriff auf ein kryptographisches System, der die Ergebnisse von physikalischen Messungen am System (zum Beispiel Energieverbrauch, elektromagnetische Abstrahlung, Zeitverbrauch einer Operation) ausnutzt, um Einblick in sensible Daten zu erhalten. Seitenkanalangriffe sind für die praktische Sicherheit informationsverarbeitender Systeme von hoher Relevanz.

Shannon-Entropie Die Shannon-Entropie einer diskreten Zufallsvariablen X (intuitiv eines Zufallsexperiments mit einer abzählbaren Menge möglicher Ergebnisse) ist definiert als $-\sum_{x \in W} p_x \log_2(p_x)$, wobei W der Wertebereich von X ist und p_x die Wahrscheinlichkeit, mit der X den Wert $x \in W$ annimmt.

Sicherheitsniveau (kryptographischer Verfahren) Ein kryptographisches Verfahren erreicht ein Sicherheitsniveau von n Bit, wenn mit jedem Angriff gegen das Verfahren, der das Sicherheitsziel des Verfahrens mit hoher Erfolgswahrscheinlichkeit bricht, Kosten verbunden sind, die zu 2^n Berechnungen der Verschlüsselungsfunktion einer effizienten Blockchiffre (z.B. AES) äquivalent sind.

Symmetrische Kryptographie Oberbegriff für kryptographische Verfahren, in denen alle beteiligten Parteien über vorverteilte gemeinsame Geheimnisse verfügen müssen, um das Verfahren insgesamt ausführen zu können.

T

TDEA Triple DES.

U

Urbildresistenz Eine Funktion $h : M \rightarrow N$ heißt Urbild-resistent, wenn es praktisch unmöglich ist, zu einem gegebenen $y \in N$ ein $x \in M$ zu finden, so dass $h(x) = y$. Sie heißt resistent gegen Berechnung *zweiter* Urbilder, falls zu gegebenem x, y mit $h(x) = y$ es praktisch unmöglich ist, ein $x' \neq x$ zu berechnen, so dass $h(x') = y$ ist.

V

Vertraulichkeit Ziel der Bindung des lesenden Zugriffs auf eine Information an das Recht auf Zugriff. Im kryptographischen Kontext bedeutet das üblicherweise, dass der Zugriff auf den Inhalt einer Nachricht nur Besitzern eines geheimen kryptographischen Schlüssels möglich sein sollte.

Volume-Verschlüsselung Siehe Partitions-Verschlüsselung.

1. Einleitung

Das Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik (BSI) gibt mit dieser Technischen Richtlinie eine Bewertung der Sicherheit und langfristige Orientierung für ausgewählte kryptographische Verfahren. Dabei wird allerdings kein Anspruch auf Vollständigkeit erhoben, d.h. nicht aufgeführte Verfahren werden vom BSI nicht unbedingt als unsicher beurteilt.

Umgekehrt wäre der Schluss falsch, dass kryptographische Systeme, die als Grundkomponenten nur in der vorliegenden Technischen Richtlinie empfohlene Verfahren verwenden, automatisch sicher wären: die Anforderungen der konkreten Anwendung und die Verkettung verschiedener kryptographischer und nicht kryptographischer Mechanismen können im Einzelfall dazu führen, dass die hier ausgesprochenen Empfehlungen nicht direkt umsetzbar sind oder dass Sicherheitslücken entstehen.

Aufgrund dieser Erwägungen ist insbesondere zu betonen, dass die in dieser Technischen Richtlinie ausgesprochenen Empfehlungen keine Entscheidungen etwa im Rahmen staatlicher Evaluierungs- und Zulassungsprozesse vorwegnehmen.

Die vorliegende Technische Richtlinie richtet sich vielmehr in erster Linie empfehlend an Entwickler, die ab 2018 die Einführung neuer kryptographischer Systeme planen. Deshalb wird in diesem Dokument bewusst auf die Angabe kryptographischer Verfahren verzichtet, die zwar zum heutigen Zeitpunkt noch als sicher gelten, mittelfristig aber nicht mehr empfohlen werden können, da sie, wenn auch noch nicht ausnutzbare, so doch zumindest theoretische Schwächen zeigen.

Verschiedene andere vom BSI und von der Bundesnetzagentur herausgegebene Dokumente können bei der Entwicklung neuer kryptographischer Systeme ebenfalls eine Rolle spielen, etwa [2, 3, 4, 17, 27, 28, 29]. Für bestimmte Anwendungen sind die in diesen Dokumenten enthaltenen Vorgaben im Gegensatz zu den Empfehlungen der vorliegenden Richtlinie sogar bindend. Eine Diskussion der enthaltenen Regelungen (Stand 2011) findet sich in [49].

Die folgenden beiden Abschnitte beschreiben zunächst sowohl die Sicherheitsziele als auch die Auswahlkriterien der empfohlenen kryptographischen Verfahren. Weiter werden sehr allgemeine Hinweise zur konkreten Umsetzung der empfohlenen Verfahren gegeben.

In den Kapiteln 2 bis 9 werden die empfohlenen kryptographischen Verfahren für folgende Anwendungen aufgelistet

1. Symmetrische Verschlüsselung,
2. Asymmetrische Verschlüsselung,
3. Kryptographische Hashfunktionen,
4. Datenauthentisierung,
5. Instanzauthentisierung,
6. Schlüsselvereinbarung,
7. Secret Sharing und
8. Zufallszahlengeneratoren.

Geforderte Schlüssellängen und andere zu beachtende Nebenbedingungen werden in den jeweiligen Abschnitten angegeben.

Häufig müssen verschiedene kryptographische Algorithmen miteinander kombiniert werden, damit ein eingesetztes Verfahren die Sicherheitsanforderungen erfüllt. So ist es oft notwendig, vertrauliche Daten nicht nur zu verschlüsseln, der Empfänger muss sich auch sicher sein, von wem die Daten versendet wurden bzw. ob diese während der Übertragung manipuliert wurden. Die zu übertragenden Daten müssen also zusätzlich mit einem geeigneten Verfahren authentisiert werden.

Ein weiteres Beispiel sind Schlüsselvereinbarungsverfahren. Hier ist es wichtig zu wissen, mit wem die Schlüsselvereinbarung durchgeführt wird, um sogenannte Man-in-the-Middle-Attacken und Unknown-Key-Share-Attacken [15] ausschließen zu können. Dies geschieht durch Verfahren, die Schlüsselvereinbarung und Instanzauthentisierung kombinieren.

Deshalb werden in Anhang A für diese beiden Einsatzszenarien entsprechende Verfahren angegeben, die durch Kombination der in den Kapiteln 2 bis 9 aufgelisteten Verfahren konstruiert werden und das in dieser Technischen Richtlinie geforderte Sicherheitsniveau erfüllen.

Zusätzlich werden im Anhang B häufig verwendete Algorithmen empfohlen, die zum Beispiel zur Erzeugung von Primzahlen und anderen Systemparametern für asymmetrische Verfahren, zur Schlüsselableitung für symmetrische Verfahren usw. benötigt werden.

In Anhang C werden Empfehlungen ausgesprochen zur Verwendung ausgewählter kryptographischer Protokolle. In der aktuellen Version dieser Technischen Richtlinie betrifft dies nur das Protokoll SRTP, da Empfehlungen zu TLS, IPsec und SSH in die TR-02102-2, TR-02102-3 und TR-02102-4 ausgelagert wurden [23, 24, 25].

Es ist vorgesehen, die in dieser Technischen Richtlinie ausgesprochenen Empfehlungen jährlich zu überprüfen und bei Bedarf anzupassen.

1.1. Sicherheitsziele und Auswahlkriterien

Die Sicherheit kryptographischer Verfahren hängt primär von der Stärke der zugrunde liegenden Algorithmen ab. Aus diesem Grund werden hier nur Verfahren empfohlen, die aufgrund der heute vorliegenden Ergebnisse langjähriger Diskussionen und Analysen entsprechend eingeschätzt werden können. Weitere Faktoren für die Sicherheit sind die konkreten Implementierungen der Algorithmen und die Zuverlässigkeit eventueller Hintergrundsysteme, wie zum Beispiel benötigte Public Key Infrastrukturen für den sicheren Austausch von Zertifikaten. Die Umsetzung konkreter Implementierungen wird hier aber genauso wenig betrachtet wie eventuell auftretende patentrechtliche Probleme. **Zwar wurde bei der Auswahl der Verfahren darauf geachtet, dass die Algorithmen frei von Patenten sind, garantieren kann das BSI dies aber nicht. Ebenso finden sich in dieser Technischen Richtlinie einzelne Hinweise auf mögliche Probleme bei der Implementierung kryptographischer Verfahren, diese sind aber nicht als erschöpfende Liste möglicher solcher Probleme zu verstehen.**

Insgesamt erreichen alle in dieser Technischen Richtlinie angegebenen kryptographischen Verfahren mit den in den einzelnen Abschnitten geforderten Parametern ein Sicherheitsniveau von mindestens 100 Bit. Für den Vorhersagezeitraum nach Ende 2022 wird die Verwendung von Verfahren empfohlen, die ein Sicherheitsniveau von mindestens 120 Bit erreichen.

Die in dieser Technischen Richtlinie zur Verwendung in neuen kryptographischen Systemen empfohlenen Bitlängen richten sich nach diesem Minimalniveau aber nur insoweit, als dieses für kein empfohlenes Verfahren unterschritten wird. Die effektive Stärke der in der vorliegenden Richtlinie empfohlenen Verfahren ist in vielen Fällen höher als 100 Bit. Damit wird ein gewisser Sicherheitsspielraum gegenüber möglichen künftigen Fortschritten in der Kryptoanalyse geschaffen.

Im Umkehrschluss gilt, wie bereits in der Einleitung festgestellt wurde, auch nicht, dass in dieser Technischen Richtlinie nicht angegebene Verfahren das geforderte Sicherheitsniveau nicht

erreichen.

Tabelle 1.1 zeigt die Schlüssellängen ausgewählter Algorithmen und Typen von Algorithmen, für die ein Sicherheitsniveau von 100 beziehungsweise 120 Bit nach dem gegenwärtigen Kenntnisstand gerade erreicht wird.

Symmetrische Verfahren		asymmetrische Verfahren		
Ideale Blockchiffre	Idealer MAC	RSA	DSA/DLIES	ECDSA/ECIES
100	100	1900	1900	200
120	120	2800	2800	240

Tabelle 1.1.: Beispiele für Schlüssellängen für ein Sicherheitsniveau von mindestens 100 beziehungsweise 120 Bit

Die *empfohlenen* Schlüssellängen verschiedener Typen kryptographischer Primitive werden in Tabelle 1.2 zusammengefasst.

Tabelle 1.2.: Empfohlene Schlüssellängen für verschiedene kryptographische Verfahren

Blockchiffre	MAC	RSA	DH F_p	DH (elliptische Kurve)	ECDSA
128	128	2000 ^a	2000 ^a	250	250

^a Für einen Einsatzzeitraum über das Jahr 2022 hinaus wird durch die vorliegende Richtlinie empfohlen, eine Schlüssellänge von 3000 Bit zu nutzen, um ein vergleichbares Sicherheitsniveau für alle asymmetrischen Verfahren zu erreichen. Die Eignungsdauern von RSA-, DLIES- und DSA-Schlüsseln mit einer Schlüssellänge unter 3000 Bit werden nicht weiter verlängert. Eine Schlüssellänge von ≥ 3000 Bit wird damit ab dem Jahr 2023 für kryptographische Implementierungen verbindlich werden, die zu der vorliegenden Richtlinie konform sein sollen. Jede Schlüssellänge von ≥ 2000 ist aber bis Ende 2022 konform zu der vorliegenden Technischen Richtlinie. Genauere Informationen finden sich in Bemerkungen 4 und 5 in Kapitel 3.

Im Fall von Message Authentication Codes ist die Länge des Digest-Outputs neben der Schlüssellänge ein wichtiger Sicherheitsparameter. Idealerweise sollte ein MAC nicht praktisch von einem Angreifer von einer Zufallsfunktion mit entsprechender Digest-Länge unterschieden werden können. Solange dieses Kriterium erfüllt ist, bleibt dem Angreifer nur die Möglichkeit, gefälschte Nachrichten durch Raten zu erzeugen, und er hat dabei pro Versuch eine Erfolgswahrscheinlichkeit von 2^{-n} , wenn n die Tag-Länge ist. In vielen Anwendungen wird in einer solchen Situation $n = 64$ akzeptabel sein, also eine Taglänge von 64 Bit.

Im Fall von Blockchiffren ist auch die Blockbreite ein von der Schlüssellänge unabhängiger Sicherheitsparameter. In Abwesenheit struktureller Angriffe auf eine Blockchiffre ist die wesentlichste Auswirkung einer geringen Blockbreite, dass ein häufigerer Schlüsselwechsel notwendig wird. Die genauen Auswirkungen hängen ab vom verwendeten Betriebsmodus. In der vorliegenden Technischen Richtlinie werden keine Blockchiffren mit unter 128 Bit Blockbreite empfohlen.

Ein wichtiger Typ kryptographischer Primitive, die überhaupt keine geheimen Daten verarbeiten, sind überdies *kryptographische Hashfunktionen*. Hier ist die Länge des zurückgegebenen Digest-Wertes der wichtigste Sicherheitsparameter und sollte für allgemeine Anwendungen mindestens 200 Bit betragen, damit das in dieser Richtlinie minimal geforderte Sicherheitsniveau erreicht wird. Die in dieser Technischen Richtlinie empfohlenen Hashfunktionen haben eine Mindesthashlänge von 256 Bits. Auf Abweichungen von dieser Regel für besondere Anwendungen wird in der vorliegenden Technischen Richtlinie an gegebener Stelle eingegangen werden.

Schlüsseltauschverfahren auf Diffie-Hellman-Basis sind in Tabellen 1.1 und 1.2 entsprechend zu DSA/ECDSA einzugruppieren.

1.2. Allgemeine Hinweise

Zuverlässigkeit von Prognosen zur Sicherheit kryptographischer Verfahren Bei der Festlegung der Größe von Systemparametern (wie zum Beispiel Schlüssellänge, Größe des Bildraums für Hashfunktionen u.ä.) müssen nicht nur die besten heute bekannten Algorithmen zum Brechen der entsprechenden Verfahren und die Leistung heutiger Rechner berücksichtigt werden, sondern vor allem eine Prognose der zukünftigen Entwicklung beider Aspekte zugrunde gelegt werden, siehe [63, 64].

Unter der Annahme, dass es in den nächsten zehn Jahren zu keiner kryptographisch relevanten Anwendung von Quantencomputern kommt, lässt sich die Leistungsfähigkeit von Rechnern über einen Zeitraum von 10 Jahren relativ gut vorhersagen. Dies gilt leider nicht für den wissenschaftlichen Fortschritt im Hinblick auf kryptoanalytische Verfahren. Jede Vorhersage über einen Zeitraum von 6-7 Jahren hinaus ist schwierig, insbesondere bei asymmetrischen Verfahren, und selbst **für diesen Zeitraum von 6-7 Jahren können sich die Prognosen aufgrund unvorhersehbarer Entwicklungen als falsch erweisen.**

Die Angaben dieser Technischen Richtlinie werden daher also nur beschränkt auf einen Zeitraum bis Ende 2024 ausgesprochen.

Allgemeine Leitlinien zum Umgang mit vertraulichen Daten mit längerfristigem Schutzbedarf Da ein Angreifer Daten speichern und später entschlüsseln kann, bleibt ein grundsätzliches Risiko für den langfristigen Schutz der Vertraulichkeit. Als unmittelbare Konsequenzen ergeben sich:

- Die Übertragung und die Speicherung vertraulicher Daten sollte auf das notwendige Maß beschränkt werden. Dies betrifft nicht nur Klartexte, sondern zum Beispiel in besonderem Maße auch die Vermeidung einer Speicherung von Sitzungsschlüsseln auf jeglichen nicht-flüchtigen Medien und ihre zügige sichere Löschung, sobald sie nicht mehr benötigt werden.
- Das Kryptosystem muss so ausgelegt sein, dass ein Übergang zu größeren Schlüssellängen und stärkeren kryptographischen Verfahren möglich ist.
- Für Daten, deren Vertraulichkeit langfristig gesichert bleiben soll, ist zu empfehlen, von vornherein für die Verschlüsselung der Übertragung über allgemein zugängliche Kanäle, wie das Internet, aus den in dieser Technischen Richtlinie empfohlenen Verfahren möglichst starke zu wählen. In den meisten Kontexten ist zum Beispiel der AES-256 aufgrund seiner größeren Schlüssellänge als stärker zu betrachten als der AES-128. Da solche allgemeinen Einschätzungen aber schwierig sind – im konkreten Beispiel sind etwa in einigen (konstruierten) Szenarien der AES-192 und der AES-256 *schwächer* den besten bekannten Angriffen gegenüber als der AES-128 [13] – sollte nach Möglichkeit bereits hier der Rat eines Experten eingeholt werden.
- Im Hinblick auf die Auswahl kryptographischer Komponenten für eine neue Anwendung ist dabei grundsätzlich zu berücksichtigen, dass das Gesamtsystem in der Regel nicht stärker sein wird als die schwächste Komponente. Wird daher ein Sicherheitsniveau von beispielsweise 128 Bit für das Gesamtsystem angestrebt, dann müssen alle Komponenten mindestens diesem Sicherheitsniveau genügen. Die Auswahl einzelner Komponenten, die ein höheres Sicherheitsniveau gegenüber den besten bekannten Angriffen erreichen als das Gesamtsystem, kann wie im letzten Punkt angesprochen trotzdem sinnvoll sein, weil dies die Robustheit des Systems gegenüber Fortschritten in der Kryptoanalyse erhöht.
- Um die Möglichkeit von Seitenkanalattacken und Implementierungsfehlern zu minimieren, sollte in Software-Implementierungen der hier vorgestellten kryptographischen Verfahren dem Einsatz quelloffener Bibliotheken der Vorzug vor Eigenentwicklungen gegeben werden,

wenn davon ausgegangen werden kann, dass die verwendeten Funktionen der Bibliothek einer breiten öffentlichen Analyse unterzogen wurden. Bei der Bewertung eines Kryptosystems ist dabei die Vertrauenswürdigkeit aller Systemfunktionen zu prüfen. Insbesondere schließt dies Abhängigkeiten der Lösung von Eigenschaften der verwendeten Hardware mit ein.

Fokus des vorliegenden Dokuments Die Sicherheitsbewertung der in diesem Dokument empfohlenen kryptographischen Verfahren erfolgt ohne Berücksichtigung der Einsatzbedingungen. Für konkrete Szenarien können sich andere Sicherheitsanforderungen ergeben. Es ist möglich, dass dies Anforderungen sind, denen die in dieser Richtlinie empfohlenen Verfahren nicht gerecht werden. Beispiele hierfür bestehen etwa in der Verschlüsselung von Datenträgern, in der verschlüsselten Speicherung und Verarbeitung von Daten auf durch externe Anbieter betriebenen Systemen („Cloud Computing“ beziehungsweise „Cloud Storage“) oder in kryptographischen Anwendungen auf Geräten mit extrem geringen rechentechnischen Ressourcen („Lightweight Cryptography“). Hinweise zu einigen solchen Situationen finden sich in Abschnitt 1.5.

Dieses Dokument kann daher die Entwicklung kryptographischer Infrastrukturen unterstützen, nicht aber die Bewertung des Gesamtsystems durch einen Kryptologen ersetzen oder die Ergebnisse einer solchen Bewertung vorwegnehmen.

Allgemeine Empfehlungen zur Entwicklung kryptographischer Systeme Folgend sollen in Stichpunkten einige Grundsätze wiedergegeben werden, deren Beachtung bei der Entwicklung kryptographischer Systeme generell empfohlen wird.

- Es wird empfohlen, schon während früher Phasen der Planung von Systemen, für die kryptographische Komponenten benötigt werden, die Zusammenarbeit mit Experten auf kryptographischem Gebiet zu suchen.
- Die in dieser Technischen Richtlinie aufgeführten kryptographischen Verfahren müssen in vertrauenswürdigen technischen Komponenten implementiert werden, um das geforderte Sicherheitsniveau zu erreichen.
- Weiter sind die Implementierungen der kryptographischen Verfahren und Protokolle selbst in die Sicherheitsanalyse mit einzubeziehen, um z.B. Seitenkanalangriffe zu verhindern.
- Die Sicherheit von technischen Komponenten und Implementierungen muss jeweils dem vorgesehenen Schutzprofil entsprechend durch Common Criteria Zertifikate oder ähnliche Verfahren des BSI, wie zum Beispiel im Zuge einer Zulassung, nachgewiesen werden, wenn eine Übereinstimmung eines Produktes mit den Anforderungen dieser Technischen Richtlinie nachgewiesen werden soll.
- Nach der Entwicklung eines kryptographischen Systems sollte vor dem Produktiveinsatz eine Evaluierung des Systems durch Experten durchgeführt werden, die an der Entwicklung nicht beteiligt waren. Eine Einschätzung der Verfahrenssicherheit durch die Entwickler allein sollte nicht als belastbar betrachtet werden, selbst wenn die Entwickler des Systems über gute kryptographische Kenntnisse verfügen.
- Die Folgen eines Versagens der eingesetzten Sicherheitsmechanismen sollten gründlich dokumentiert werden. Wo es möglich ist, sollte das System so ausgelegt werden, dass das Versagen oder die Manipulation einzelner Systemkomponenten unmittelbar detektiert wird und die Sicherheitsziele durch einen Übergang in einen geeigneten sicheren Zustand gewahrt bleiben.

1.3. Kryptographische Hinweise

Häufig kann ein kryptographisches Verfahren für verschiedene Anwendungen eingesetzt werden, so zum Beispiel Signaturverfahren zur Datenauthentisierung und zur Instanzaauthentisierung. In diesem Fall sollten grundsätzlich für die unterschiedlichen Anwendungen jeweils verschiedene Schlüssel eingesetzt werden.

Ein weiteres Beispiel sind symmetrische Schlüssel zur Verschlüsselung und symmetrischen Datenauthentisierung. Hier muss bei konkreten Implementierungen dafür gesorgt werden, dass für beide Verfahren jeweils verschiedene Schlüssel eingesetzt werden, die insbesondere nicht auseinander ableitbar sind, siehe auch Abschnitt A.1.

In einigen Fällen beschränkt sich diese Technische Richtlinie auf eine informative Beschreibung der kryptographischen Primitive. Die kryptographische Sicherheit ist aber nur im Rahmen der jeweiligen genauen Spezifikation und des jeweils verwendeten Protokolls bewertbar. Es sind daher die entsprechenden hier angegebenen Standards zu beachten.

Weitere konkrete Hinweise werden, so nötig, in den entsprechenden Abschnitten angegeben.

1.4. Umgang mit Legacy-Algorithmen

Es gibt Algorithmen, gegen die keine praktischen Angriffe bekannt sind und die in einigen Anwendungen immer noch eine hohe Verbreitung und damit eine gewisse Bedeutung haben, aber die dennoch grundsätzlich als für neue Systeme nicht mehr dem Stand der Technik entsprechend eingestuft werden. Wir gehen im Folgenden kurz auf die wichtigsten Beispiele ein.

1. Triple-DES (TDEA) mit Keying Option 1 [80]: Die Hauptpunkte, die gegen eine Verwendung von 3-Key-Triple-DES in neuen Systemen sprechen, sind die geringe Blockbreite von nur 64 Bits, die im Vergleich zum AES verringerte Sicherheit gegenüber generischen Angriffen auf Blockchiffren, sowie verschiedene auch unter diesen Voraussetzungen suboptimale kryptographische Eigenschaften. Zu erwähnen ist zum Beispiel die Existenz von Related-Key-Angriffen gegen Triple-DES mit einer Rechenzeit von $\approx 2^{56}$ Triple-DES-Berechnungen [60]. Auch ohne Berücksichtigung von Related-Key-Angriffen besitzt Triple-DES mit Keying Option 1 kryptographische Eigenschaften, die zwar nach heutigem Kenntnisstand nicht auf praktisch nutzbare Schwächen hinweisen, aber die immerhin negativer sind, als man es für eine ideale Blockchiffre mit 112 Bit effektiver Schlüssellänge erwarten würde [65]. Insgesamt wird hier empfohlen, Triple-DES nicht in neuen Systemen zu verwenden, es sei denn es wäre aus Gründen der Rückwärtskompatibilität zu bestehender Infrastruktur zwingend erforderlich. Auch in diesem Fall sollte eine Migration zu AES in absehbarer Zukunft vorbereitet werden.
2. HMAC-MD5: Die mangelnde Kollisionsresistenz von MD5 ist für MD5 verwendet in der HMAC-Konstruktion noch nicht direkt ein Problem [8], weil die HMAC-Konstruktion nur eine sehr schwache Form von Kollisionsresistenz von der Hashfunktion benötigt. Allerdings erscheint es grundsätzlich nicht ratsam, in neuen Kryptosystemen Primitive zu verwenden, die in ihrer ursprünglichen Funktion vollständig gebrochen wurden. Systeme, die MD5 für kryptographische Zwecke verwenden, sind daher mit der vorliegenden Technischen Richtlinie nicht konform.
3. HMAC-SHA1: SHA-1 ist keine kollisionsresistente Hashfunktion; die Erzeugung von SHA-1-Kollisionen ist zwar mit einigem Aufwand verbunden, aber praktisch machbar [94]. Gegen die Verwendung in Konstruktionen, die keine Kollisionsresistenz benötigen (zum Beispiel als Grundlage für einen HMAC oder als Komponente eines Pseudozufallsgenerators) spricht aber nach gegenwärtigem Kenntnisstand sicherheitstechnisch nichts. Es wird empfohlen, auch in diesen Anwendungen als grundsätzliche Sicherungsmaßnahme eine Hashfunktion

der SHA-2-Familie oder der SHA-3-Familie einzusetzen. Prinzipiell ist eine Verwendung von SHA-1 in der HMAC-Konstruktion oder in anderen kryptographischen Mechanismen mit vergleichbaren kryptographischen Anforderungen an die genutzte Hashfunktion (zum Beispiel im Rahmen eines Pseudozufallsgenerators oder als Teil der Mask Generation Function in RSA-OAEP) bis 2018 konform zu der vorliegenden Technischen Richtlinie.

Triple-DES mit Keying Option 2 nach [80] zeigt insgesamt deutlich ernsthaftere Schwächen gegenüber chosen-Plaintext und known-Plaintext-Angriffen im Single-Key-Setting als mit Keying Option 1 [69, 70]. Auch wenn keine letztendlich praktischen Angriffe gegen TDEA mit Keying Option 2 bekannt sind, wird hier empfohlen, diese Chiffre nicht nur in neuen Systemen nicht zu verwenden, sondern auch bestehende Kryptoverfahren, die Triple-DES mit zwei Schlüsseln verwenden, so bald wie möglich nach AES (oder wenigstens zu Keying Option 1 nach [80]) zu migrieren.

Soweit Triple-DES noch verwendet wird, sind alle Vorgaben zur Verwendung aus [80] zu beachten.

1.5. Wichtige in dieser Richtlinie nicht behandelte Themen

Ohne Anspruch auf Vollständigkeit zählen wir an dieser Stelle explizit noch einmal einige wichtige Themenbereiche auf, die in der vorliegenden Technischen Richtlinie nicht behandelt werden:

1. **Lightweight Cryptography:** hierbei treten besonders restriktive Anforderungen an Rechenzeit und Speicherbedarf der eingesetzten kryptographischen Verfahren auf, abhängig von der Anwendung können außerdem auch die Sicherheitsanforderungen andere sein als sonst üblich.
2. Beim Einsatz kryptographischer Verfahren in Bereichen, in denen enge Vorgaben an die Antwortzeiten des Systems eingehalten werden müssen, können ebenfalls besondere Situationen auftreten, die in dieser Richtlinie nicht behandelt werden. Die Empfehlungen zur Verwendung von SRTP in Appendix C decken Teile dieses Themas ab.
3. **Festplattenverschlüsselung:** Hierbei tritt das Problem auf, dass in den meisten Kontexten eine Verschlüsselung mit Datenexpansion ebenso wie eine deutliche Expansion der Menge an Daten, die vom Speichermedium gelesen beziehungsweise auf das Speichermedium geschrieben werden müssen, nicht akzeptabel ist. Keiner der empfohlenen Verschlüsselungsmodi ist ohne weiteres geeignet als Grundlage einer Lösung zur Festplattenverschlüsselung. Unter der Voraussetzung, dass ein Angreifer nicht Abbilder des Plattenzustandes zu mehreren verschiedenen Zeitpunkten miteinander kombinieren kann, bietet XTS-AES relativ gute Sicherheitseigenschaften und gute Effizienz [74]. Wenn der Angreifer zu einer größeren Anzahl verschiedener Zeitpunkte Kopien des verschlüsselten Speichermediums erstellen kann, dann ist aber hierbei von einem gewissen, nicht zwingend unwesentlichen Abfluss von Information auszugehen. Der Angreifer kann zum Beispiel durch den Vergleich zweier zu verschiedenen Zeitpunkten angefertigter Abbilder einer mit XTS-AES verschlüsselten Festplatte unmittelbar erkennen, welche Klartextblöcke auf der Festplatte innerhalb dieses Zeitraumes verändert wurden und welche nicht.
4. Bei der Verschlüsselung eines Solid State Drives ist in diesem Zusammenhang der Umstand von Bedeutung, dass der SSD-Controller das Überschreiben logischer Speicheradressen physisch nicht in-place umsetzt, sondern auf verschiedene physische Speicherbereiche verteilt. Damit enthält der aktuelle Zustand einer SSD immer auch Information über gewisse frühere Zustände des Speichermediums. Ein Angreifer mit guter Kenntnis der Funktionsweise des SSD-Kontrollers könnte dies potentiell nutzen, um aufeinanderfolgende Zustände einer logischen Speicheradresse nachzuverfolgen. Ein einzelnes Abbild des verschlüsselten

Speichermediums ist bei Verwendung einer SSD damit potentiell wertvoller für einen Angreifer als ein einzelnes Abbild einer Festplatte.

5. Ähnliche Probleme wie bei der Verschlüsselung von Datenträgern stellen sich bei der verschlüsselten Speicherung ganzer logischer Laufwerke auf entfernten Systemen, die nicht unter der Kontrolle des Datenbesitzers stehen („Cloud-Speicherung“). Wird dem Anbieter des entfernten Servers oder dessen Sicherheitsmaßnahmen nicht in hohem Maße vertraut, dann muss allerdings in dieser Situation davon ausgegangen werden, dass ein Angreifer Platten-Abbilder zu beliebigen Zeitpunkten und unbemerkt anfertigen kann. Werden Dateien mit sensiblen Daten auf einem Speichersystem abgelegt, das regelmäßig unter fremder Kontrolle steht, dann sollte vor der Übermittlung eine kryptographisch starke Dateiverschlüsselung angewandt werden. Dies gilt auch dann, wenn die Daten vor ihrer Übermittlung an das Speichermedium durch eine Volume-Verschlüsselung verschlüsselt werden. Die Verwendung einer Volume-Verschlüsselungslösung allein ist nur empfehlenswert, wenn diese einen wirksamen kryptographischen Schutz vor Manipulation der Daten beinhaltet und die sonstigen Voraussetzungen an den Einsatz des entsprechenden Verfahrens in allgemeinen kryptographischen Kontexten eingehalten werden (zum Beispiel ist dies die Erfordernis unvorhersagbarer Initialisierungsvektoren). Insbesondere sollten Verfahren so ausgewählt werden, dass anders als im XTS-Modus bei wiederholtem Schreiben eines Datenblocks kein nennenswerter Abfluss von Information durch Häufigkeitsanalyse aufeinanderfolgender Zustände zu erwarten ist.
6. Seitenkanalangriffe, physikalische Sicherheitsfragen werden nur am Rande behandelt. Soweit vorhanden, sind Ausführungen zu Seitenkanalangriffen in der vorliegenden Richtlinie nur als beispielhafte Hinweise auf mögliche Gefährdungen aus dieser Richtung **ohne Anspruch auf Vollständigkeit** zu verstehen! Die vorliegende Richtlinie geht im Wesentlichen nur auf solche Aspekte der Sicherheit kryptographischer Systeme ein, die sich auf die verwendeten Algorithmen reduzieren lassen. Physikalische Aspekte wie die Abstrahlsicherheit informationsverarbeitender Systeme oder kryptographische Systeme, deren Sicherheit auf physikalischen Effekten beruht (zum Beispiel quantenkryptographische Systeme) werden in dieser Richtlinie nicht behandelt.
7. Keines der in dieser Technischen Richtlinie beschriebenen Verfahren und Protokolle zur Datenverschlüsselung erreicht für sich genommen das Ziel der *Sicherheit gegen Verkehrsflussanalyse* (englisch *Traffic Flow Confidentiality*). Eine Verkehrsflussanalyse – also eine Analyse eines verschlüsselten Datenstromes unter Berücksichtigung von Quelle, Ziel, Zeitpunkt des Bestehens der Verbindung, Größe der übermittelten Datenpaketen, Datenrate und Zeitpunkt der Übermittlung der Datenpakete – kann wesentliche Rückschlüsse auf die Inhalte verschlüsselter Übertragungen erlauben, siehe zum Beispiel [6, 32, 92]. Traffic Flow Confidentiality ist ein Ziel, das im Regelfall nur mit hohem Aufwand vollständig zu erreichen ist und das deshalb auch in vielen Anwendungen, die sensible Informationen verarbeiten, nicht erreicht werden wird. Es sollte allerdings in jedem Einzelfall durch Experten überprüft werden, *wieviele* und *welche* vertrauliche Informationen in einem gegebenen Kryptosystem durch Verkehrsflussanalyse (und natürlich andere Seitenkanalangriffe) preisgegeben werden. Je nach konkreter Sachlage kann der Ausgang einer solchen Untersuchung wesentliche Änderungen am Gesamtsystem notwendig machen. Es wird daher empfohlen, Widerstandsfähigkeit gegen Preisgabe sensibler Informationen unter Verkehrsflussanalyse in der Entwicklung neuer kryptographischer Systeme von Anfang an als Ziel zu berücksichtigen.
8. Die Sicherheit der Endpunkte einer kryptographisch abgesicherten Verbindung ist unabdingbar für die Sicherheit der übermittelten Daten. Bei der Entwicklung eines kryptographischen Systems muss eindeutig dokumentiert werden, welche Systemkomponenten

vertrauenswürdig sein müssen, damit die angestrebten Sicherheitsziele erreicht werden, und diese Komponenten müssen in einer dem Einsatzkontext angemessenen Weise gegen Kompromittierung gehärtet werden. Entsprechende Überlegungen müssen den gesamten Lebenszyklus der zu schützenden Daten ebenso umfassen wie den gesamten Lebenszyklus der durch das System erzeugten kryptographischen Geheimnisse. Kryptographische Verfahren können die Anzahl der Komponenten eines Gesamtsystems, deren Vertrauenswürdigkeit sichergestellt werden muss, um einen Datenabfluss zu vermeiden, zwar verringern, das Grundproblem der Endpunktsicherheit aber nicht lösen.

9. Quantencomputerresistente kryptographische Verfahren werden in der vorliegenden Technischen Richtlinie mit Ausnahme von Merkle-Signaturen nicht behandelt, weil diese Verfahren derzeit erst die Phase der Standardisierung erreichen. Da die Entwicklung von Quantencomputern ein aktives Forschungsgebiet ist, müssen die weiteren Fortschritte beobachtet werden. Eine Übersicht zum aktuellen Entwicklungsstand findet sich in der Studie [10].

Die vorliegende Richtlinie liefert daher hinsichtlich der Umsetzung von Verfahren in diesen Bereichen keine Empfehlungen. Es wird dazu geraten, bei der Entwicklung kryptographischer Systeme insgesamt – aber insbesondere in diesen Bereichen – von Anfang an Experten aus den entsprechenden Gebieten in die Entwicklungsarbeit mit einzubeziehen.

2. Symmetrische Verschlüsselungsverfahren

Symmetrische Verschlüsselungsverfahren dienen der Gewährleistung der Vertraulichkeit von Daten, die zum Beispiel über einen öffentlichen Kanal, wie Telefon oder Internet, ausgetauscht werden. Die Authentizität bzw. Integrität der Daten wird dadurch nicht gewährleistet, für einen Integritätsschutz siehe Kapitel 5 und Abschnitt A.1.

In diesem Zusammenhang sollte betont werden, dass auch in Fällen, in denen auf den ersten Blick der Schutz der Vertraulichkeit übermittelter Daten das dominierende oder sogar das einzige Sicherheitsziel zu sein scheint, eine Vernachlässigung integritätssichernder Mechanismen leicht zu Schwächen im kryptographischen Gesamtsystem führen kann, die das System auch für Angriffe auf die Vertraulichkeit anfällig machen. Besonders Schwächen manchen Typen aktiver Seitenkanalangriffe gegenüber können auf solche Weise entstehen, siehe etwa [96] für ein Beispiel.

Es werden in diesem Kapitel zunächst symmetrische Verfahren behandelt, d.h. Verfahren, in denen der Verschlüsselungs- und der Entschlüsselungsschlüssel gleich sind (im Gegensatz zu asymmetrischen Verfahren, bei denen aus dem öffentlichen Schlüssel der geheime Schlüssel ohne zusätzliche Informationen praktisch nicht berechnet werden kann). Für asymmetrische Verschlüsselungsverfahren, die in der Praxis lediglich als Schlüsseltransportverfahren eingesetzt werden, siehe Kapitel 3.

2.1. Blockchiffren

Allgemeine Empfehlungen Eine Blockchiffre ist ein Algorithmus, der einen Klartext fester Bitlänge (z. B. 128 Bit) mittels eines Schlüssels zu einem Chiffretext gleicher Bitlänge verschlüsselt. Diese Bitlänge heißt auch *Blockgröße* der Chiffre. Für die Verschlüsselung von Klartexten anderer Länge werden sogenannte Betriebsarten eingesetzt, siehe 2.1.1. Für neue Anwendungen sollten nur noch Blockchiffren eingesetzt werden, deren Blockgröße mindestens 128 Bit beträgt.

Folgende Blockchiffren werden zur Verwendung in neuen kryptographischen Systemen empfohlen:

AES-128, AES-192, AES-256, siehe [43].
--

Tabelle 2.1.: Empfohlene Blockchiffren

In Version 1.0 dieser Technischen Richtlinie wurden auch die Blockchiffren Serpent und Twofish empfohlen. Es liegen keine negativen Erkenntnisse zu diesen Blockchiffren vor, allerdings wurde die Sicherheit von Serpent und Twofish seit dem Ende des AES-Wettbewerbs deutlich weniger intensiv untersucht als die des AES. Dies gilt sowohl für klassische kryptoanalytische Angriffe als auch für andere Sicherheitsaspekte, zum Beispiel die Seitenkanalresistenz konkreter Implementierungen. Aus diesem Grund wird in der vorliegenden Version dieser Technischen Richtlinie auf eine Empfehlung weiterer Blockchiffren neben dem AES verzichtet.

Related-Key-Angriffe und AES In related-Key-Attacks wird davon ausgegangen, dass der Angreifer Zugriff auf Verschlüsselungen oder Entschlüsselungen bekannter oder gewählter Klartexte oder Chiffre unter verschiedenen Schlüsseln hat, die zueinander in einer dem Angreifer

bekannten Beziehung stehen (also zum Beispiel sich genau in einer Bitposition des Schlüssels unterscheiden). Bestimmte Angriffe dieser Art gegen rundenreduzierte Versionen des AES-256 [14] und gegen unmodifizierte Versionen des AES-192 sowie AES-256 [13] stellen die einzigen bislang bekannten kryptoanalytischen Techniken dar, denen gegenüber AES ein wesentlich schlechteres Verhalten zeigt als eine ideale Chiffre mit entsprechender Schlüssellänge und Blockgröße.

Zum gegenwärtigen Zeitpunkt haben diese Erkenntnisse zur Sicherheit von AES unter spezifischen Typen von related-Key-Attacks keine Auswirkungen auf die in dieser Technischen Richtlinie ausgesprochenen Empfehlungen. Insbesondere ein related-Key Boomerang-Angriff auf AES-256 aus [13] mit Rechenzeit- und Datenkomplexität von $2^{99.5}$ ist aufgrund der technischen Voraussetzungen von related-Key Boomerang-Angriffen nicht als Verletzung des in dieser Technischen Richtlinie mittelfristig angestrebten Sicherheitsniveaus von 120 Bit zu betrachten.

Die besten bekannten Angriffe gegen AES, die keine related-Keys benötigen, erzielen nur einen geringen Vorteil gegenüber generischen Angriffen [18].

2.1.1. Betriebsarten

Wie in Abschnitt 2.1 bereits festgestellt wurde, liefert eine Blockchiffre an sich lediglich einen Mechanismus zur Verschlüsselung von Klartexten einer einzigen festen Länge. Um Klartexte anderer Länge zu verschlüsseln, muss aus der Blockchiffre mittels einer geeigneten *Betriebsart* ein Verschlüsselungsverfahren für Klartexte (annähernd) beliebiger Länge konstruiert werden. Als weiterer Effekt einer kryptographisch starken Betriebsart ist zu erwähnen, dass das resultierende Verschlüsselungsverfahren in mancher Hinsicht stärker sein wird als die zugrundeliegende Blockchiffre, zum Beispiel wenn die Betriebsart den Verschlüsselungsvorgang randomisiert und damit das Wiedererkennen mehrfach verschlüsselter gleicher Klartexte erschwert.

Verschiedene Betriebsarten für Blockchiffren können dabei zunächst nur mit Klartexten umgehen, deren Länge ein Vielfaches der Blockgröße ist. In diesem Fall ist der letzte Block eines gegebenen Klartextes eventuell noch zu kurz und muss entsprechend aufgefüllt werden, siehe Abschnitt 2.1.3 für geeignete Verfahren. Unter den empfohlenen Betriebsarten für Blockchiffren benötigt aber nur der CBC-Modus einen Padding-Schritt.

Die einfachste Möglichkeit, einen Klartext zu verschlüsseln, dessen Länge bereits ein Vielfaches der Blockgröße ist, besteht darin, jeden Klartextblock mit demselben Schlüssel zu verschlüsseln (diese Betriebsart heißt auch Electronic Code Book (ECB)). Dies führt aber dazu, dass gleiche Klartextblöcke zu gleichen Chiffretextblöcken verschlüsselt werden. Der Chiffretext liefert damit zumindest Informationen über die Struktur des Klartextes und bei niedriger Entropie pro Block des Klartextes kann eine Rekonstruktion von Teilen des Klartextes durch Häufigkeitsanalyse realistisch werden. Um dies zu verhindern, sollte der n -te Chiffreblock nicht nur vom n -ten Klartextblock und dem eingesetzten Schlüssel abhängen, sondern von einem weiteren Wert, wie zum Beispiel dem $(n - 1)$ -ten Chiffretextblock oder einem Zähler (auch Counter genannt).

Folgende Betriebsarten sind für die unter 2.1 aufgeführten Blockchiffren geeignet:

1. Galois/Counter-Mode (GCM), siehe [76],
2. Cipher-Block Chaining (CBC), siehe [73], und
3. Counter Mode (CTR), siehe [73].

Tabelle 2.2.: Empfohlene Betriebsarten für Blockchiffren

Bemerkung 1 Der Galois/Counter-Mode (GCM) liefert, eine ausreichende Taglänge vorausgesetzt, zusätzlich eine kryptographisch sichere Datenauthentisierung. Für die beiden anderen

Betriebsmodi wird generell empfohlen, separate Mechanismen zur Datenauthentisierung im Gesamtsystem vorzusehen. Idealerweise sollte für nicht authentifizierte verschlüsselte Daten keine Entschlüsselung oder sonstige weitere Verarbeitung erfolgen. Wenn nicht authentifizierte verschlüsselte Daten entschlüsselt und weiter verarbeitet werden, dann ergeben sich erhöhte Risiken im Hinblick auf die Ausnutzung von Fehlerorakeln.

2.1.2. Betriebsbedingungen

Für die unter 2.1.1 aufgeführten Betriebsarten werden Initialisierungsvektoren benötigt, außerdem müssen bestimmte weitere Randbedingungen für einen sicheren Betrieb eingehalten werden. Diese Bedingungen sind folgend zusammengefasst.

1. Für GCM:

- Initialisierungsvektoren dürfen sich innerhalb einer Schlüsselwechselperiode nicht wiederholen.
Genauer dürfen in dem gesamten Mechanismus keine zwei AES-Verschlüsselungen (d.h. Anwendungen der zugrundeliegenden AES-Blockchiffre) mit gleichen Eingabewerten (Schlüssel, Nachricht) durchgeführt werden.
Nichtbeachtung dieser Bedingung führt bei einer Wiederholung im Rahmen der Erzeugung des GCM-Schlüsselstroms zu einem potentiell vollständigen Verlust der Vertraulichkeit für die betroffenen Klartextblöcke!
- Außerdem müssen im GCM Noncen für den integrierten Authentisierungsmechanismus erzeugt werden. Für diese wird nach [76] eine Bitlänge von 96 Bit empfohlen. Dieser Empfehlung schließt sich die vorliegende Technische Richtlinie an, insbesondere mit Verweis auf die Resultate aus [59]¹. Diese Initialisierungsvektoren dürfen sich ebenfalls innerhalb der Lebensdauer eines Authentisierungsschlüssels nicht wiederholen. In [76] wird gefordert, dass die Wahrscheinlichkeit einer Wiederholung der GHASH-Initialisierungsvektoren unter einem gegebenen Schlüssel $\leq 2^{-32}$ sein soll. Daraus ergibt sich ein Schlüsselwechselintervall von höchstens $\approx 2^{32}$ Aufrufen von GHASH *unabhängig von der GMAC-Taglänge* [76], falls die IVs nicht-deterministisch erzeugt werden. Bei einer deterministischen Erzeugung der Initialisierungsvektoren muss nachgewiesen werden, dass eine IV-Wiederholung über die gesamte Lebensdauer eines Schlüssels hinweg ausgeschlossen ist. Bei einer Wiederholung von GHASH-Initialisierungsvektoren droht ein vollständiges Versagen des Authentisierungsmechanismus!
- Für allgemeine kryptographische Anwendungen sollte GCM mit einer Länge der GCM-Prüfsummen von mindestens 96 Bits verwendet werden. Für spezielle Anwendungen können nach Rücksprache mit Experten auch kürzere Prüfsummen genutzt werden. In diesem Fall müssen die Richtlinien zur Anzahl der erlaubten Aufrufe der Authentisierungsfunktion mit einem gemeinsamen Schlüssel aus [76] strikt eingehalten werden.

2. Für CTR: Die Zählerstände dürfen sich bei gleichem Schlüssel nicht wiederholen. Nichtbeachtung dieser Bedingung führt zu einem praktisch vollständigen Verlust der Vertraulichkeit!

3. Für CBC: Es sind nur unvorhersagbare Initialisierungsvektoren zu verwenden, siehe auch Abschnitt B.2.

¹In [59] wird auf Fehler in bis dahin akzeptierten Sicherheitsbeweisen zum Galois/Counter Modus hingewiesen und es wird eine korrigierte Analyse der Sicherheit von GCM vorgestellt. In dieser korrigierten Analyse erweist sich eine Nonce-Länge von exakt 96 Bit als vorteilhaft.

Für empfohlene Verfahren zur Erzeugung unvorhersagbarer Initialisierungsvektoren siehe Abschnitt B.2.

Bei Anwendungen, für die die hier angegebenen Anforderungen an die Eigenschaften der Initialisierungsvektoren nicht erfüllt werden können, wird dringend die Einbeziehung eines Experten empfohlen.

2.1.3. Paddingverfahren

Wie bereits in Abschnitt 2.1.1 erläutert, benötigt der CBC-Modus einen zusätzlichen Padding-Schritt: Es kann bei der Partitionierung eines zu verschlüsselnden Klartextes geschehen, dass der letzte Klartextblock kleiner als die Blockgröße der eingesetzten Chiffre ist. Eine Formatierung durch das Auffüllen dieses letzten Blocks zu der geforderten Größe heißt auch *Padding*.

Folgende Paddingverfahren werden empfohlen:

1. ISO-Padding, siehe [57], padding method 2 und [73], Appendix A.
2. Padding gemäß [86], Abschnitt 6.3.
3. ESP-Padding, siehe [85] Abschnitt 2.4.

Tabelle 2.3.: Empfohlene Paddingverfahren für Blockchiffren

Bemerkung 2 Beim CBC-Mode ist darauf zu achten, dass ein Angreifer nicht anhand von Fehlermeldungen oder anderen Seitenkanälen erfahren kann, ob das Padding eines eingespielten Datenpakets korrekt war [96]. Allgemeiner gilt, dass bei Verschlüsselungsverfahren, in denen ein Angreifer Änderungen am Chifftrat so durchführen kann, dass kontrollierte Änderungen am Klartext resultieren, einem Angreifer keine Seitenkanalinformation zur Verfügung stehen darf, die Aufschluss darüber liefert, ob ein gegebenes Chifftrat zu einem gültigen Klartext korrespondiert oder ob es von ungültigem Format ist.

2.2. Stromchiffren

Bei Stromchiffren wird aus einem Schlüssel und einem Initialisierungsvektor zunächst ein Schlüsselstrom generiert, das heißt eine pseudozufällige Folge von Bits, die dann auf die zu verschlüsselnde Nachricht bitweise XOR-addiert wird.

Zurzeit werden keine dedizierten Stromchiffren empfohlen. AES im Counter-Modus kann allerdings natürlich als Stromchiffre aufgefasst werden.

Wird eine Stromchiffre eingesetzt, dann wird dringend empfohlen, die Integrität der übertragenen Information durch separate kryptographische Mechanismen zu schützen. Ein Angreifer kann in Abwesenheit solcher Mechanismen bitgenaue Änderungen am Klartext vornehmen.

2.3. Seitenkanalangriffe auf symmetrische Verfahren

Neben der Sicherheit der verwendeten Algorithmen gegen Kryptoanalyse ist die Sicherheit der Implementierung gegen Seitenkanal- und Fault-Attacks für die Sicherheit eines Kryptosystems von entscheidender Bedeutung. Dies gilt auch für symmetrische Verschlüsselungsverfahren. Eine detaillierte Behandlung dieses Themas liegt außerhalb des Rahmens der vorliegenden Technischen Richtlinie, die zu treffenden Gegenmaßnahmen sind auch in hohem Maße vom Einzelfall abhängig. Folgende Maßnahmen sollen hier dennoch empfohlen werden:

- Wo es mit vertretbarem Aufwand möglich ist, sollten kryptographische Operationen in sicherheitszertifizierten Hardwarekomponenten durchgeführt werden (also zum Beispiel auf einer geeigneten Smartcard) und die dabei verwendeten Schlüssel sollten diese Komponenten nicht verlassen.
- Angriffe, die durch entfernte, passive Angreifer durchgeführt werden können, sind naturgemäß schwer zu detektieren und können daher zu wesentlichem unbemerktem Datenabfluss über einen langen Zeitraum hinweg führen. Dazu zählen etwa Angriffe unter Ausnutzung variabler Bitraten, Dateilängen, oder variabler Antwortzeiten kryptographischer Systeme. Es wird empfohlen, die Auswirkungen solcher Seitenkanäle auf die Systemsicherheit bei der Entwicklung eines neuen kryptographischen Systems gründlich zu analysieren und die Ergebnisse der Analyse im Entwicklungsprozess zu berücksichtigen.
- Auf Protokollebene sollte der Entstehung von Fehlerorakeln vorgebeugt werden. Am wirkungsvollsten kann das durch eine MAC-Sicherung aller Chifferte geschehen. Die Authentizität der Chifferte sollte dabei vor Ausführung aller anderen kryptographischen Operationen geprüft werden und es sollte keine weitere Verarbeitung nicht-authentischer Chifferte erfolgen.

Generell trifft im Übrigen auch hier die generische Empfehlung zu, wo immer möglich Komponenten zu verwenden, die bereits einer intensiven Analyse durch eine breite Öffentlichkeit unterzogen wurden und frühzeitig entsprechende Experten in die Entwicklung neuer kryptographischer Infrastrukturen einzubinden.

3. Asymmetrische Verschlüsselungsverfahren

Asymmetrische Verschlüsselungsverfahren werden aufgrund ihrer verglichen mit symmetrischen Standardverfahren geringen Effizienz in der Praxis meist zur Übertragung symmetrischer Schlüssel eingesetzt, siehe auch Kapitel 7. Die zu verschlüsselnde Nachricht (d. h. der symmetrische Schlüssel) wird mit dem öffentlichen Schlüssel des Empfängers verschlüsselt. Der Empfänger kann dann die Verschlüsselung mit dem zum öffentlichen Schlüssel assoziierten geheimen Schlüssel wieder rückgängig machen. Dabei darf es praktisch nicht möglich sein, den Klartext ohne Kenntnis des geheimen Schlüssels aus dem Chiffretext zu rekonstruieren. Dies impliziert insbesondere, dass der geheime Schlüssel praktisch nicht aus dem öffentlichen Schlüssel konstruiert werden kann. Um eine Zuordnung des öffentlichen Schlüssels zum Besitzer des zugehörigen geheimen Schlüssels zu garantieren, wird üblicherweise eine Public Key Infrastruktur benötigt.

Für die Spezifizierung von asymmetrischen Verschlüsselungsverfahren sind folgende Algorithmen festzulegen:

1. Ein Algorithmus zur Generierung von Schlüsselpaaren (inklusive Systemparameter).
2. Ein Algorithmus zum Verschlüsseln und ein Algorithmus zum Entschlüsseln der Daten.

Die praktisch relevantesten asymmetrischen Verschlüsselungs- und Signaturverfahren beruhen etwas vereinfacht ausgedrückt entweder auf der Schwierigkeit des Problems der Berechnung diskreter Logarithmen in geeigneten Repräsentationen endlicher zyklischer Gruppen oder auf der Schwierigkeit, große ganze Zahlen in ihre Primfaktoren zu zerlegen. Es taucht gelegentlich die Frage auf, welcher dieser beiden Ansätze als kryptographisch stabiler einzuschätzen ist. Die vorliegende Technische Richtlinie sieht die Faktorisierung großer Zahlen, das RSA-Problem, das Problem der Berechnung diskreter Logarithmen in geeigneten Körpern \mathbb{F}_p (p prim), das Problem der Berechnung diskreter Logarithmen in geeigneten elliptischen Kurven, und die entsprechenden Diffie-Hellman-Probleme als gut untersuchte, schwere Probleme an und es gibt in dieser Hinsicht keinen Grund, Verfahren auf Grundlage diskreter Logarithmen gegenüber auf Faktorisierung basierenden Verfahren zu bevorzugen oder umgekehrt. Für besonders hohe Sicherheitsniveaus wird die Verwendung von EC-Verfahren aus Effizienzgründen vorteilhaft, siehe hierzu auch Tabelle 3.2.

Zusätzlich geben wir Empfehlungen für minimale Schlüssellängen an.

Bemerkung 3 Für asymmetrische Verfahren gibt es in der Regel eine Anzahl äquivalenter praktisch relevanter Darstellungen der privaten und öffentlichen Schlüssel. Die Bitlänge der Schlüssel in einem Datenspeicher kann dabei je nach gewählter Repräsentation der Schlüssel unterschiedlich ausfallen. Für die Definition der Schlüssellänge für die empfohlenen asymmetrischen kryptographischen Verfahren wird daher auf das Glossar (Eintrag [Schlüssellänge](#)) verwiesen.

Die folgende Tabelle 3.1 gibt einen Überblick über die empfohlenen asymmetrischen Verschlüsselungsverfahren und Schlüssellängen l in Bit.

Tabelle 3.1.: Empfohlene asymmetrische Verschlüsselungsverfahren sowie Schlüssellängen und normative Referenzen.

Verfahren	ECIES	DLIES	RSA
l	250	2000 ^a	2000 ^a
Referenz	[1, 50, 66]	[1, 50]	[88]
Näheres in	Abschnitt 3.3	Abschnitt 3.4	Abschnitt 3.5

^a Für einen Einsatzzeitraum über das Jahr 2022 hinaus wird empfohlen, RSA/DLIES-Schlüssel von 3000 Bits Länge zu verwenden, um ein gleichmäßiges Sicherheitsniveau in allen empfohlenen asymmetrischen Verschlüsselungsverfahren zu erzielen. Die Schlüssellänge von 2000 Bit bleibt voraussichtlich bis 2022 zur vorliegenden Richtlinie konform. Für weitere Details siehe die Bemerkungen 4 sowie 5.

Bemerkung 4 Für Verfahren basierend auf dem Diffie-Hellman-Problem/der Berechnung diskreter Logarithmen in elliptischen Kurven enthalten die vorliegenden empfohlenen Schlüssellängen für den Zeitraum bis 2022 einen etwas größeren Sicherheitsspielraum verglichen mit den minimalen Sicherheitszielen dieser Technischen Richtlinie, als es bei RSA-Verfahren und Verfahren basierend auf diskreten Logarithmen in endlichen Körpern der Fall ist. Kurz gesagt ist dies auf folgende Gründe zurückzuführen:

1. Die Parametersätze für EC-Verfahren sind standardisiert, ein gegebener Satz von Sicherheitsparametern wird daher für viele unterschiedliche Anwendungen durch eine große Anzahl von Nutzern verwendet werden und stellt somit ein besonders lohnendes Angriffsziel dar.
2. Für *generische* elliptische Kurven führt der effizienteste bekannte Weg zur Lösung von zufälligen Instanzen des Diffie-Hellman-Problems über die Berechnung diskreter Logarithmen durch Varianten des Pollard-Rho-Verfahrens. Häufig werden aber (zum Beispiel aus Effizienzgründen) in EC-Verfahren Kurvenparameter verwendet, die offenkundige nicht-generische Eigenschaften aufweisen oder deren Erzeugung nur unvollständig dokumentiert wurde. Es ist nicht undenkbar, dass insbesondere für solche Kurven spezielle Eigenschaften gefunden werden, die die Berechnung diskreter Logarithmen dort einfacher machen als im generischen Fall.
3. Die Berechnung diskreter Logarithmen in elliptischen Kurven kann praktisch perfekt parallelisiert werden. Die Parallelisierung des Zahlkörpersiebs (Faktorisierung großer Zahlen/Berechnung diskreter Logarithmen in endlichen Körpern) ist besonders im Hinblick auf den Matrix-Schritt zumindest schwieriger.

Mit den aktuellen Regelungen ergibt sich nur noch ein geringer Puffer zwischen dem durch die empfohlenen ECC-Bitlängen mindestens erreichten Sicherheitsniveau von etwa 125 Bit und dem in dieser Richtlinie für den Einsatzzeitraum ab 2023 angestrebten Sicherheitsniveau von 120 Bit. In bestimmten Anwendungen, die besonders hohe Sicherheitsanforderungen haben oder deren Sicherheit deutlich über den Vorhersagezeitraum dieser Technischen Richtlinie hinaus sichergestellt werden muss, kann es manchmal zur Vergrößerung des Sicherheitspuffers sinnvoll sein, wesentlich größere Schlüssellängen für EC-Verfahren vorzusehen. Zum Beispiel erklären sich die Vorgaben zur Schlüssellänge der Country Signer CA aus [29] auf diese Weise. Da die Sicherheit von EC-Verfahren von der Annahme abhängt, dass ein Angreifer nichts von der mathematischen Struktur einer gegebenen elliptischen Kurve dazu nutzen kann, diskrete Logarithmen schneller zu berechnen als es der Pollard-Rho-Algorithmus erlaubt, ist es denkbar, dass in den kommen-

den Jahren die Anforderungen der vorliegenden Technischen Richtlinie in diesem Bereich als grundsätzliche Vorsichtsmaßnahme erhöht werden.

Es wird als grundsätzliche Sicherheitsmaßnahme empfohlen, in EC-Verfahren Kurvenparameter zu verwenden, die nachweisbar zufällig erzeugt wurden, deren Konstruktion nachvollziehbar dokumentiert ist und deren Sicherheit einer gründlichen Analyse unterzogen wurde. Ein Beispiel für solche Kurvenparameter sind die Brainpool-Kurven [38].

Bemerkung 5 Bei Zugrundelegung der heute bekannten Faktorisierungsverfahren und unter der Annahme, dass es nicht zu einer Nutzung von Quantencomputern für solche Angriffe kommt, ist nicht damit zu rechnen, dass RSA-Moduln einer Länge von 2000 Bit in näherer Zukunft faktorisiert werden können. Allerdings ist der Sicherheitsspielraum kryptographischer Mechanismen mit einem angenommenen Sicherheitsniveau von etwa 100 Bit auch nicht mehr groß, sobald zusätzlich zu der Entwicklung der rechentechnischen Möglichkeiten irgendein Fortschritt auf dem Gebiet der Kryptoanalyse angenommen wird. In den letzten Jahren ist die Verwendung von RSA-Schlüsseln mit einem höheren Sicherheitsniveau technisch praktikabler geworden. Zudem ermöglicht eine Anhebung des in dieser Technischen Richtlinie angestrebten Sicherheitsniveaus auf 120 Bit einerseits eine Harmonisierung der Sicherheitsspielräume der hier empfohlenen asymmetrischen Verfahren, und andererseits eine Annäherung der Sicherheitsziele dieser Technischen Richtlinie an aktuelle internationale Vorgaben entsprechender Art, etwa an den SOGIS-Kryptokatalog [91]. Die Verwendung von 3000-Bit-Schlüsseln wird daher für RSA sowie für kryptographische Verfahren basierend auf dem Diffie-Hellman-Problem in endlichen Körpern (DSA, DH-Schlüsseltausch) als grundsätzliche Sicherungsmaßnahme ab Anfang 2023 empfohlen und ist für Systeme mit einer entsprechenden projektierten Lebensdauer als Voraussetzung für die Konformität zu der vorliegenden Technischen Richtlinie bindend.

Bemerkung 6 Die hier empfohlenen asymmetrischen kryptographischen Funktionen benötigen als Bestandteile weitere Unterkomponenten (wie Hashfunktionen, Message Authentication Codes, Zufallszahlenerzeugung, Schlüsselableitungsfunktionen, Blockchiffren), die ihrerseits den Anforderungen der vorliegenden Richtlinie genügen müssen, wenn das angestrebte Sicherheitsniveau erreicht werden soll. In einschlägigen Standards [50, 66] wird dabei teilweise die Verwendung von Verfahren empfohlen, die in der vorliegenden Richtlinie nicht empfohlen werden, und zwar an manchen Stellen auch aus Sicherheitserwägungen heraus (z.B. Two-Key Triple-DES in [50]). Grundsätzlich wird empfohlen, bei der Implementierung eines Standards zwei Grundsätzen zu folgen:

- Für kryptographische Unterkomponenten sollten nur die jeweils in dieser Richtlinie empfohlenen Verfahren verwendet werden.
- Sofern sich dies nicht mit Standardkonformität vereinbaren lässt, ist ein Experte hinzuziehen und die letztlich getroffenen Entscheidungen hinsichtlich der gewählten kryptographischen Unterkomponenten sind gründlich zu dokumentieren und sollten in der Dokumentation unter Sicherheits Gesichtspunkten begründet werden.

Bei der Auswahl der empfohlenen asymmetrischen Verschlüsselungsverfahren wurde darauf geachtet, dass lediglich probabilistische Algorithmen¹ zum Einsatz kommen. Hier wird also bei jeder Berechnung eines Chiffretextes ein **neuer** Zufallswert benötigt. Die Anforderungen an diese Zufallswerte sind teilweise nicht direkt durch die Erzeugung gleichverteilter Werte von fester Bitlänge zu erfüllen. Näheres zu diesen Zufallswerten wird, wo notwendig, in den Abschnitten zu den entsprechenden Verfahren angegeben.

¹Der RSA-Algorithmus selbst ist nicht probabilistisch, dafür aber das hier empfohlene Paddingverfahren zu RSA.

3.1. Vorbemerkung zu asymmetrischen Schlüssellängen

3.1.1. Allgemeine Vorbemerkungen

Die in dieser Technischen Richtlinie enthaltenen Einschätzungen zur Sicherheit kryptographischer Verfahren und Schlüssellängen sind, wie bereits in der Einleitung erwähnt wurde, nur bis 2024 gültig. Diese Beschränkung der Aussagekraft dieser Richtlinie ist für asymmetrische Verschlüsselungsverfahren von besonderer Bedeutung. Wir erläutern im Folgenden kurz die Gründe dafür. Daran anschliessend wird kurz auf die Frage eingegangen werden, auf welchem Wege die angegebenen Schlüssellängen hergeleitet werden können.

3.1.1.1. Sicherheit asymmetrischer Verfahren

Die Sicherheit von asymmetrischen kryptographischen Verfahren beruht, was die Mehrzahl der in dieser Richtlinie behandelten Verfahren betrifft (Merkle-Signaturen sind die einzige Ausnahme), auf der angenommenen Schwierigkeit von Problemen aus der algorithmischen Zahlentheorie. Im Fall von RSA ist dies das Problem, e -te Wurzeln in \mathbb{Z}_n zu berechnen, wobei n eine hinreichend große Zahl von unbekannter Faktorisierung in zwei Primfaktoren p, q ist und e teilerfremd zu $\varphi(n) = (p - 1)(q - 1)$. Die Sicherheit von DLIES und ECIES kann (was die asymmetrische Komponente anbelangt) auf das Diffie-Hellman-Problem in den verwendeten Gruppen zurückgeführt werden. Es existieren damit für alle empfohlenen Verfahren Reduktionen auf natürlich erscheinende Probleme, die allgemein als schwierig eingeschätzt werden.

Im Vergleich zur Situation bei symmetrischen Verschlüsselungsverfahren, die natürlich grundsätzlich durch unvorhergesehene wissenschaftliche Fortschritte auch in ihrer langfristigen Sicherheit bedroht sind, sind aber folgende Punkte hervorzuheben:

- Hinsichtlich des Faktorisierungsproblems für allgemeine zusammengesetzte Zahlen und des Problems der Berechnung diskreter Logarithmen in \mathbb{F}_p^* hat es seit der Einführung asymmetrischer kryptographischer Verfahren mehr praktisch relevante Fortschritte gegeben als bei der Kryptoanalyse der am besten untersuchten Blockchiffren.
- In symmetrischen Chiffren kann die Bedrohung durch aktive Angriffe (vor allem Chosen-Plaintext und Chosen-Ciphertext-Angriffe) zum Teil abgewehrt werden durch ein geeignetes Schlüsselmanagement, insbesondere durch eine sichere Löschung symmetrischer Schlüssel nach Ablauf ihrer vorgesehenen Lebensdauer. Zeigt ein symmetrisches kryptographisches Verfahren erste Schwächen gegen Chosen-Plaintext-Attacken oder Chosen-Ciphertext-Attacken, dann kann zudem eine Migration auf ein anderes Verfahren erfolgen. Bei asymmetrischen Kryptosystemen dagegen verfügt der Angreifer bis in alle Zukunft zumindest noch über die zu den ihn interessierenden Chiffren gehörenden öffentlichen Schlüssel.
- Überdies würden alle in dieser Richtlinie empfohlenen asymmetrischen Verschlüsselungsverfahren unsicher werden, falls es zu erheblichen Fortschritten bei der Entwicklung von Quantencomputern käme.

Im Vergleich zur Situation bei digitalen Signaturverfahren kommt hinzu, dass ein Angreifer beliebige Chiffren, zu denen er Zugang hat, für eine Entschlüsselung zu einem beliebigen späteren Zeitpunkt abspeichern kann. Das Ziel der Authentizitätssicherung eines signierten Dokumentes dagegen lässt sich durch rechtzeitige Erzeugung einer neuen Signatur auch noch nachträglich sicherstellen, solange der Beweiswert des alten Signaturverfahrens zum Zeitpunkt der Erstellung der neuen Signatur als gegeben angesehen werden kann. Umgekehrt ist es außerdem auf der rechtlichen Seite möglich, Signaturen mit kryptographisch gebrochenen Verfahren zum Zeitpunkt der

Signaturprüfung nicht mehr zu akzeptieren, wenn keine Übersignatur mit einem gültigen Verfahren erfolgt ist. Im Gegensatz dazu gibt es in der Regel keine nachträglichen Maßnahmen zum Schutz der Vertraulichkeit eines Klartextes zu einem gegebenen Chifftrat.

3.1.1.2. Äquivalente Schlüssellängen für asymmetrische und symmetrische kryptographische Verfahren

Den Empfehlungen der vorliegenden Technischen Richtlinie zu den Schlüssellängen asymmetrischer kryptographischer Verfahren liegen Berechnungen zu Äquivalenzen symmetrischer und asymmetrischer Schlüssellängen zugrunde, in die die folgenden Grundannahmen eingehen:

- Für Verfahren basierend auf elliptische Kurven: Es wird angenommen, dass keine Methode existiert, das Diffie-Hellman-Problem auf der verwendeten Kurve wesentlich schneller zu lösen als die Berechnung diskreter Logarithmen auf derselben Kurve. Es wird weiterhin angenommen, dass die Berechnung diskreter Logarithmen auf der verwendeten elliptischen Kurve nicht mit wesentlich geringerer Komplexität (gemessen an der Anzahl der ausgeführten Gruppenoperationen) möglich ist als für generische Darstellungen der gleichen zyklischen Gruppe². Für eine generische Gruppe G wird eine Komplexität der Berechnung diskreter Logarithmen von $\approx \sqrt{|G|}$ Gruppenoperationen angenommen.
- Für RSA und Verfahren basierend auf diskreten Logarithmen in \mathbb{F}_p^* : Es wird angenommen, dass über den Vorhersagezeitraum dieser Technischen Richtlinie hinweg keine Angriffe bekannt werden, die bei einer Wahl der Parameter wie in der vorliegenden Richtlinie empfohlen effizienter sind als das allgemeine Zahlkörpersieb. Es werden für RSA und Verfahren basierend auf diskreten Logarithmen in \mathbb{F}_p^* gleiche Schlüssellängen empfohlen. Im Fall von Verfahren basierend auf diskreten Logarithmen wird angenommen, dass kein Verfahren existiert, um das Diffie-Hellman-Problem in einer Untergruppe $U \subset \mathbb{F}_p^*$ mit $\text{ord}(U)$ prim effizienter zu lösen als durch Berechnung diskreter Logarithmen in U .
- Es wird angenommen, dass es nicht zu einer Anwendung von Angriffen mit Hilfe von Quantencomputern kommt.

Diese Annahmen sind insofern aus Angreifersicht pessimistisch, als sie keinen Spielraum für strukturelle Fortschritte in der Kryptoanalyse asymmetrischer Verfahren enthalten. Fortschritte, die mit den obigen Annahmen inkompatibel sind, können von sehr spezialisierter Natur sein und sich zum Beispiel auf neue Erkenntnisse zu *einer einzigen* elliptischen Kurve beziehen. Obwohl grundsätzlich eine Berechnung mit 2^{100} Elementaroperationen für den für diese Richtlinie relevanten Zeitraum als nicht praktisch durchführbar angesehen wird, liegen daher alle empfohlenen Schlüssellängen oberhalb des in dieser Richtlinie minimal angestrebten 100-Bit-Sicherheitsniveaus. Für den Zeitraum ab 2023 wird konsistent ein Sicherheitsniveau von mindestens 120 Bit angestrebt, wobei auch hier bei den Verfahren basierend auf elliptischen Kurven ein gewisser Sicherheitsspielraum verbleibt.

Im Hinblick auf Verfahren, deren Sicherheit auf der Schwierigkeit der Berechnung diskreter Logarithmen beruht, insbesondere diskreter Logarithmen in elliptischen Kurven, können auch Angriffe relevant sein, die einen Orakel-Zugriff auf Operationen mit dem privaten Schlüssel eines Nutzers benötigen. Solche Angriffe können die Berechnung diskreter Logarithmen in einer Gruppe deutlich beschleunigen, siehe etwa Angriffe unter Nutzung eines Static Diffie Hellman Orakels aus [22, 33].

Zur Abschätzung der Laufzeiten folgen wir [39], Kapitel 6. Insbesondere nehmen wir wie [39] an, dass die Faktorisierung einer 512-Bit-Zahl von beliebiger Form etwa dem Rechenaufwand von

²Algorithmen, die auf einer generischen Darstellung einer Gruppe operieren, haben auf Elemente und Gruppenoperationen nur Black-Box-Zugriff. Intuitiv kann man sich etwa ein Orakel vorstellen, das verschlüsselte Gruppenelemente annimmt und das Ergebnis von Gruppenoperationen verschlüsselt ausgibt.

$\log_2(R)$	ECDLP	Faktorisierung/DLP in \mathbb{F}_p^*
60	120	700
70	140	1000
100	200	1900
128	256	3200
192	384	7900
256	512	15500

Tabelle 3.2.: Ungefäherer Rechenaufwand R (in Vielfachen des Rechenaufwandes für eine einfache kryptographische Operation, z.B. einmalige Auswertung einer Blockchiffre auf einem Block) für die Berechnung diskreter Logarithmen in elliptischen Kurven (ECDLP) beziehungsweise Faktorisierung allgemeiner zusammengesetzter Zahlen mit den angegebenen Bitlängen.

2^{50} DES-Operationen entspricht. Unter Verwendung der dort angegebenen Methoden ergeben sich - ohne jegliche Sicherheitsmargen für Fortschritte im Hinblick auf Faktorisierungstechniken beziehungsweise Techniken zur effizienten Berechnung diskreter Logarithmen in den fraglichen Gruppen - etwa die in Tabelle 3.2 wiedergegebenen Äquivalenzen (vergleiche [39], Tabelle 7.2). Zu empfohlenen Schlüssellängen siehe Tabelle 3.1.

3.1.2. Schlüssellängen bei langfristig schützenswerten Informationen und in Systemen mit langer vorgesehener Einsatzdauer

Unter *langfristig schützenswerten Informationen* sind für die Zwecke dieses Abschnitts solche Informationen zu verstehen, deren Vertraulichkeit deutlich länger gewahrt bleiben soll als es dem Zeitraum entspricht, für den diese Richtlinie Prognosen über die Eignung kryptographischer Verfahren ausspricht, d.h. deutlich über das Jahr 2024 hinaus. Eine zuverlässige Prognose über die Eignung von kryptographischen Verfahren ist dann über den gesamten Lebenszyklus des Systems hinweg nicht mehr möglich. Es wird für diese Situation empfohlen, unter Hinzuziehung eines Experten über die Minimalforderungen dieser Richtlinie wesentlich hinausgehende Schutzmechanismen vorzusehen. Beispielhaft werden folgend verschiedene Wege zur Risikominimierung erläutert:

- Bei der Neuentwicklung von kryptographischen Systemen mit projektiert langer Einsatzdauer wird dazu geraten, die Möglichkeit eines künftigen Betriebs mit höheren Schlüssellängen schon bei der Entwicklung vorzusehen. Auch eine möglicherweise in der Zukunft entstehende Notwendigkeit zum Wechsel der eingesetzten Verfahren beziehungsweise die Praktikabilität solcher Verfahrenswechsel sollte, wenn eine lange Einsatzdauer vorgesehen ist, schon in der Entwicklung des ursprünglichen Systems wo möglich berücksichtigt werden.
- Es sollten bereits bei Einführung des Systems höhere asymmetrische Schlüssellängen als in dieser Richtlinie gefordert eingesetzt werden. Eine naheliegende Möglichkeit besteht darin, für alle Systemkomponenten ein einheitliches Sicherheitsniveau von ≥ 128 Bit anzustreben. Hinweise zu den für verschiedene Sicherheitsniveaus minimal erforderlichen asymmetrischen Schlüssellängen können in diesem Fall aus Tabelle 3.2 entnommen werden.
- Insgesamt sollte die Menge an Informationen mit langfristigem Schutzbedarf, die über öffentliche Netzwerke übermittelt werden, auf das unbedingt notwendige Maß reduziert werden. Dies gilt besonders für Informationen, die mit einem hybriden oder asymmetrischen Kryptoverfahren verschlüsselt übertragen werden.

- Um ein gewisses Maß an Quantencomputer-Sicherheit zu erreichen, können zudem asymmetrische Verfahren durch die Verwendung zusätzlicher symmetrischer Verfahren (unter Verwendung symmetrischer Langzeitschlüssel) verstärkt werden. Folgende Möglichkeiten hierzu bieten sich beispielhaft etwa an:
 - Üblicherweise wird asymmetrische Kryptographie wie bereits gesagt lediglich benötigt, um ein gemeinsames Geheimnis zwischen den Kommunikationspartnern auszutauschen, aus dem dann symmetrische Sitzungsschlüssel abgeleitet werden. Dabei ist es möglich, in die Schlüsselableitungsfunktion ein kryptographisches Langzeitgeheimnis eingehen zu lassen. Ein Angreifer, der das dem asymmetrischen Verfahren zugrundeliegende mathematische Problem effizient lösen kann, scheitert in diesem Fall an der korrekten Ableitung der Sitzungsschlüssel, solange er den durch die Schlüsselableitung genutzten symmetrischen Schlüssel nicht kennt.
 - Ebenso ist es möglich, einen asymmetrischen Schlüsseltausch mit Hilfe eines vorverteilten Geheimnisses symmetrisch zu verschlüsseln.

In diesem Fall muss jeweils natürlich das Problem der Verteilung der erwähnten Langzeitschlüssel gelöst werden.

- Eine weitere Möglichkeit, künftige Angriffe durch Quantencomputer abzuwehren, besteht natürlich in der Anwendung asymmetrischer kryptographischer Verfahren, für die Resistenz gegen Quantencomputer-Angriffe angenommen wird. Die vorliegende Richtlinie enthält keine Empfehlungen zu Quantencomputer-resistenten Verschlüsselungsverfahren, da zumindest innerhalb des Vorhersagezeitraums dieser Technischen Richtlinie nicht mit einer Anwendung von Quantencomputern auf die empfohlenen Verfahren gerechnet wird. Auf lange Sicht ist eine Prognose schwierig, weil verschiedene technologische Grundlagenfragen derzeit noch offen sind. Umgekehrt ist zudem die Wahl der Sicherheitsparameter für die in dieser Richtlinie empfohlenen Verfahren unter der Annahme rein klassischer Attacken durch die Forschung deutlich besser geklärt als es für quantencomputerresistente Verfahren derzeit der Fall ist. Die Verwendung hybrider Verfahren, die also eine klassische und eine quantencomputerresistente Public-Key-Verschlüsselungsmethode geeignet miteinander kombinieren, eröffnet prinzipiell einen Weg, die Sicherheitsgarantien bewährter klassischer Verfahren gegen klassische Kryptoanalyse mit den Vorteilen quantencomputerresistenter Verfahren zu verbinden. Für die Auswahl und Implementierung geeigneter Post-Quantum-Verfahren sowie eine geeignete Kombination mit klassischen Verfahren und für die Festlegung geeigneter Schlüssellängen sollte unbedingt ein Experte herangezogen werden.

Erwägungen zur langfristigen Stabilität von Sicherheitseigenschaften sind in erster Linie für Verschlüsselungsverfahren relevant, weil für Signaturen zumindest technisch die Möglichkeit einer Übersignatur besteht. Bei der Planung des Einsatzes von Signaturverfahren in kryptographischen Infrastrukturen sollte entsprechend sichergestellt werden, dass eine flächendeckende Durchführung von Übersignaturen (und die flächendeckende Durchführung der notwendigen Schritte bei der Prüfung solcher übersignierter Dokumente) auch tatsächlich möglich sein wird, falls einmal ein kryptographisches Verfahren ausgetauscht werden muss.

Für eine ausführlichere Diskussion über langfristig sichere Schlüssellängen in asymmetrischen kryptographischen Verfahren verweisen wir auf [39, 64].

3.2. Sonstige Bemerkungen

3.2.1. Seitenkanalangriffe und Fault-Attacks

Für asymmetrische Verschlüsselungsverfahren beziehungsweise asymmetrische digitale Signaturverfahren können verschiedene Seitenkanalattacken relevant sein, deren Anwendbarkeit auf die jeweils gegebene Situation überprüft werden muss. Dieses Thema kann in der vorliegenden Richtlinie nicht umfassend behandelt werden. Die Sicherheit der Implementierung gegen Seitenkanalangriffe sollte bei Bestehen relevanter Bedrohungen überprüft werden. Gleiches gilt für Fault-Attacks.

Detaillierte Empfehlungen zu diesem Thema finden sich in [4] für kryptographische Verfahren auf Basis elliptischer Kurven. Ein entsprechendes Dokument für RSA, \mathbb{F}_p -DH und entsprechende Signaturverfahren befindet sich in Vorbereitung.

Seitenkanalangriffe betreffen natürlich auch symmetrische Primitive, siehe Abschnitt 2.3.

3.2.2. Public-Key-Infrastrukturen

Die in der vorliegenden Richtlinie beschriebenen asymmetrischen Verschlüsselungsverfahren bieten für sich genommen noch keinerlei Schutz vor Man-in-the-Middle-Angriffen. Die Sicherheitsgarantien der beschriebenen Verfahren sind also nur gültig, wenn Man-in-the-Middle-Angriffe durch zusätzliche Mechanismen zuverlässig verhindert werden.

Solche Angriffe können nur dann zuverlässig abgewehrt werden, wenn eine authentische Verteilung der öffentlichen Schlüssel aller Teilnehmer sichergestellt ist. Hierzu gibt es verschiedene Möglichkeiten, in der Regel wird aber eine Public-Key-Infrastruktur (PKI) herangezogen. In einer PKI wird das Problem der authentischen Verteilung öffentlicher Schlüssel auf die Verteilung der Wurzelzertifikate der PKI reduziert.

Bei der Planung einer PKI für ein asymmetrisches Verschlüsselungs- oder Signatursystem wird empfohlen, die folgend aufgelisteten Punkte zu berücksichtigen. Es handelt sich hierbei nicht um eine erschöpfende Liste von Entwicklungsanforderungen an Public-Key-Infrastrukturen, sondern lediglich um eine Liste vergleichsweise generischer Punkte, die zu beachten bei der Entwicklung einer PKI sinnvoll erscheint. Es werden sich in der Regel bei der Entwicklung und Evaluierung eines Systems weitere Anforderungen ergeben, die hier nicht aufgelistet sind. Die Entwicklung einer geeigneten PKI für eine neue kryptographische Anwendung ist keine triviale Aufgabe und sollte in enger Abstimmung mit entsprechenden Experten angegangen werden.

1. Bei der Ausstellung von Zertifikaten sollte die PKI überprüfen, dass der Antragsteller im Besitz eines privaten Schlüssels zu seinem öffentlichen Schlüssel ist. Dies kann zum Beispiel durch ein Challenge-Response-Verfahren zur Instanzauthentisierung geschehen, das eine Kenntnis des privaten Schlüssels voraussetzt. Auch eine Erzeugung der Schlüsselpaare in einer aus Sicht der PKI sicheren Umgebung ist möglich, wenn sie mit einem sicheren Transport der erzeugten Schlüsselpaare zum Endnutzer verbunden wird.
2. Es sollte Möglichkeiten zur zeitnahen Deaktivierung von Zertifikaten geben und es sollte einem Angreifer nicht möglich sein, unbemerkt zu verhindern, dass die Information über den aktuellen Status eines Zertifikats zum Zeitpunkt der Prüfung dem prüfenden Teilnehmer zur Verfügung steht.
3. Zertifikate sollten nur zeitlich befristet ausgestellt werden.
4. Alle Zertifikatsaussteller müssen vertrauenswürdig sein.
5. Aus einem Zertifikat sollte hervorgehen, ob es zur Signierung weiterer Zertifikate berechtigt. Generell sollte jedes System, das mit einem Zertifikat in Berührung kommt, eindeutig ermitteln können, wozu dieses Zertifikat verwendet werden darf.

6. Die Länge von Zertifikatsketten sollte (durch einen möglichst niedrigen Wert) nach oben beschränkt werden.

3.3. ECIES-Verschlüsselungsverfahren

Allgemeine Beschreibung ECIES steht für *Elliptic Curve Integrated Encryption Scheme*. Es handelt sich hierbei um ein hybrides Verschlüsselungsverfahren. Die Sicherheit der asymmetrischen Komponente basiert auf dem Diffie-Hellman-Problem in der jeweils verwendeten elliptischen Kurve. Wir beschreiben im Folgenden eine Version von ECIES, die mit den übrigen Empfehlungen der vorliegenden Technischen Richtlinie vereinbar ist. Dabei lehnen wir uns in der Verfahrensbeschreibung eng an [1] an.

Die hier wiedergegebene Beschreibung von ECIES ist fast durchgehend identisch zur Beschreibung des eng verwandten Verfahrens DLIES in Abschnitt 3.4. Der Hauptgrund für eine separate Behandlung beider Verfahren sind Schwierigkeiten, die sich aus Differenzen in den Notationen ergeben könnten sowie die für beide Verfahren unterschiedlichen Empfehlungen hinsichtlich sicherer Schlüssellängen. Als normative Referenz wird ECIES-HC in [66] empfohlen.

Für einen Überblick zur Standardisierung von ECIES und DLIES empfehlen wir [67].

Komponenten ECIES benötigt folgende Komponenten:

- Ein symmetrisches Verschlüsselungsverfahren E_K . Alle in der vorliegenden Richtlinie empfohlenen Kombinationen aus Blockchiffre und Betriebsmodus sind hier geeignet.
- Einen Message Authentication Code MAC_{KM} . Es können die in Abschnitt 5.3 empfohlenen Verfahren verwendet werden.
- Eine Schlüsselableitungsfunktion H . H kann einfach eine Hashfunktion sein, falls deren Ausgabe mindestens die Länge des gesamten abzuleitenden symmetrischen Schlüsselmaterials besitzt. Alternativ kann auch die im Abschnitt B.1 empfohlene Schlüsselableitungsfunktion oder eine der in [66] vorgeschlagenen Schlüsselableitungsfunktionen verwendet werden, um aus den gegebenen Daten abgeleitetes Schlüsselmaterial der gewünschten Länge zu erzeugen.

Benötigt wird außerdem Schlüsselmaterial wie im folgenden Abschnitt zur Schlüsselgenerierung beschrieben.

Schlüsselgenerierung

1. Erzeuge kryptographisch starke EC-Systemparameter (p, a, b, P, q, i) , siehe Abschnitt B.3.
2. Wähle d zufällig und gleichverteilt in $\{1, \dots, q - 1\}$.
3. Setze $G := d \cdot P$.

Dann bilden die EC-Systemparameter (p, a, b, P, q, i) zusammen mit G den öffentlichen Schlüssel und d den geheimen Schlüssel.

Es wird empfohlen, die in Tabelle B.3 angegebenen Kurvenparameter zu verwenden.

Verschlüsselung Sei gegeben eine Nachricht $M \in \{0, 1\}^*$ und ein öffentlicher Schlüssel (p, a, b, P, q, i, G) , der auf zuverlässige Weise dem berechtigten Empfänger E der Nachricht zugeordnet werden kann. Zur Verschlüsselung wählt der Sender S dann eine zufällige Zahl $k \in \{1, \dots, q - 1\}$ und berechnet $B := k \cdot P$. Er berechnet weiter $X := k \cdot G$ und daraus $h := H(X)$. Aus h werden genügend Bits entnommen, um einen Schlüssel K für das symmetrische Verschlüsselungsverfahren sowie einen Schlüssel KM für den MAC zu bilden. Aus

der Nachricht M werden nun ein Chifftrat $C := E_K(M)$ sowie ein MAC $T := \text{MAC}_{KM}(C)$ berechnet. Schliesslich sendet S das Tupel (B, C, T) an E.

Entschlüsselung E empfängt (B, C, T) und berechnet $X := d \cdot B$ sowie damit weiter $h := H(X)$, K und KM . Er berechnet $T' := \text{MAC}_{KM}(C)$ und prüft, ob $T = T'$ ist. Ist dies nicht der Fall, bricht der Entschlüsselungsvorgang ab. Ist dagegen $T = T'$, dann erhält E durch $M = E_K^{-1}(C)$ die Nachricht zurück.

Schlüssellänge Für die Ordnung q des Basispunktes P soll mindestens $q \geq 250$ gelten.

Eine notwendige Voraussetzung für die Sicherheit des ECIES-Verfahrens ist die praktische Unmöglichkeit, das Diffie-Hellman-Problem in der von P erzeugten Untergruppe zu lösen. Bei den empfohlenen Kurvenparametern ist das nach heutigem Kenntnisstand der Fall.

Bemerkung 7 Wie DLIES ist das hier vorgestellte Verfahren ein probabilistischer Algorithmus. Hier muss ebenfalls ein Zufallswert $k \in \{1, \dots, q-1\}$ annähernd ideal zufällig gewählt werden. Siehe Abschnitt B.4 für einen empfohlenen Algorithmus zur Berechnung des Zufallswertes k .

3.4. DLIES-Verschlüsselungsverfahren

Allgemeine Beschreibung DLIES steht für *Discrete Logarithm Integrated Encryption Scheme*. Es handelt sich um ein hybrides Verschlüsselungsverfahren, das in der asymmetrischen Komponente auf der Schwierigkeit einer Lösung von Instanzen des Diffie-Hellman-Problems in einer geeigneten Untergruppe von \mathbb{F}_p^* beruht. Wir beschreiben im Folgenden eine Version von DLIES, die mit den übrigen Empfehlungen der vorliegenden Technischen Richtlinie vereinbar ist. Dabei lehnen wir uns in der Verfahrensbeschreibung eng an [1] an.

Eine normative Beschreibung findet sich in [50].

Komponenten DLIES benötigt folgende Komponenten:

- Ein symmetrisches Verschlüsselungsverfahren E_K . Alle in der vorliegenden Richtlinie empfohlenen Kombinationen aus Blockchiffre und Betriebsmodus sind hier geeignet.
- Einen Message Authentication Code MAC_{KM} .
- Eine Schlüsselableitungsfunktion H . H kann einfach eine Hashfunktion sein, falls deren Ausgabe mindestens die Länge des gesamten abzuleitenden symmetrischen Schlüsselmaterials besitzt.

Hinsichtlich der empfohlenen Realisierung dieser Komponenten gelten die diesbezüglichen Empfehlungen aus Abschnitt 3.3 entsprechend. Benötigt wird außerdem Schlüsselmaterial wie im folgenden Abschnitt zur Schlüsselgenerierung beschrieben.

Schlüsselgenerierung

1. Wähle zufällig eine Primzahl q von geeigneter Bitlänge (siehe Unterabschnitt zu Schlüssellängen), so dass q prim ist.
2. Wähle nun k zufällig von einer Bitlänge, die sicherstellt, dass kq von der Länge des zu erzeugenden Schlüssels ist. Wiederhole diesen Schritt, bis $p := kq + 1$ prim ist.
3. Wähle nun ein $x \in \mathbb{Z}_p^*$ so, dass $x^k \neq 1$. Setze $g := x^k$. Dann ist g ein Element der Ordnung q in \mathbb{Z}_p^* .
4. Wähle zufällig eine natürliche Zahl a mit $2 \leq a < q$ und setze $A := g^a$.

Dann ist (p, g, A, q) der öffentliche Schlüssel und a der geheime Schlüssel.

Verschlüsselung Sei gegeben eine Nachricht $M \in \{0,1\}^*$ und ein öffentlicher Schlüssel (p, g, A, q) , der auf zuverlässige Weise dem berechtigten Empfänger E der Nachricht zugeordnet werden kann. Zur Verschlüsselung wählt der Sender S dann eine zufällige Zahl $b \in \{1, \dots, q-1\}$ und berechnet $B := g^b$. Er berechnet weiter $X := A^b$ und daraus $h := H(X)$. Aus h werden genügend Bits entnommen, um einen Schlüssel K für das symmetrische Verschlüsselungsverfahren sowie einen Schlüssel KM für den MAC zu bilden. Aus der Nachricht M werden nun ein Chiffre $C := E_K(M)$ sowie ein MAC $T := \text{MAC}_{KM}(C)$ berechnet. Schliesslich sendet S das Tupel (B, C, T) an E.

Entschlüsselung E empfängt (B, C, T) und berechnet $X := B^a$ sowie damit weiter $h := H(X)$, K und KM . Er berechnet $T' := \text{MAC}_{KM}(C)$ und prüft, ob $T = T'$ ist. Ist dies nicht der Fall, bricht der Entschlüsselungsvorgang ab. Ist dagegen $T = T'$, dann erhält E durch $M = E_K^{-1}(C)$ die Nachricht zurück.

Schlüssellänge Die Länge der Primzahl p sollte für einen Einsatzzeitraum bis 2022 mindestens 2000 Bit betragen, danach mindestens 3000 Bit. Die Länge der Primzahl q sollte in beiden Fällen mindestens 250 Bit betragen. Fußnote a) zu Tabelle 3.1 und Bemerkung 4 sowie Bemerkung 5 aus Kapitel 3 gelten entsprechend.

Eine notwendige Voraussetzung für die Sicherheit des DLIES-Verfahrens ist die praktische Unmöglichkeit, den diskreten Logarithmus in der von g erzeugten Untergruppe zu bestimmen. Bei der empfohlenen Größe von p und q ist das nach gegenwärtigem Kenntnisstand der Fall. Allerdings kann die Schwierigkeit des Problems, diskrete Logarithmen in \mathbb{F}_p^* zu bestimmen, durch Vorberechnungen erheblich reduziert werden, die nur von p abhängen und nicht zum Beispiel von der gewählten Untergruppe oder ihrem Erzeuger. Deshalb ist es als grundsätzliche Vorsichtsmaßnahme empfehlenswert (aber nicht für eine Konformität zu der vorliegenden Technischen Richtlinie strikt notwendig), in Fällen, in denen eine große Anzahl von Nutzern einen gemeinsamen DH-Modul nutzt, schon vor 2023 Schlüssellängen ab 3000 Bit einzusetzen anstelle der minimal notwendigen 2000 Bits.

Bemerkung 8 Das DLIES-Verfahren ist ein probabilistischer Algorithmus, d.h. für die Berechnung des Chiffretextes wird eine Zufallszahl k benötigt. Hier ist $k \in \{1, \dots, q-1\}$ und sollte bezüglich der Gleichverteilung auf $\{1, \dots, q-1\}$ gewählt werden. In Abschnitt B.4 werden drei Algorithmen zur Erzeugung von k besprochen.

Bemerkung 9 Man kann die Effizienz des am Anfang dieses Abschnitts beschriebenen Verfahrens zur Schlüsselerzeugung erhöhen, wenn mehrere Nutzer sich die Werte (p, q, g) teilen, so dass sie einmalig vorberechnet werden können. Alternativ ist es auch möglich, veröffentlichte Parameter zu verwenden. Die vorliegende Technische Richtlinie empfiehlt in diesem Fall eine Verwendung der MODP-Gruppen aus [84] oder der ffdhe-Gruppen aus [11], jeweils verbunden mit einer Wahl geeigneter Schlüssellängen (MODP-1536 ist also zum Beispiel unabhängig vom vorgesehenen Einsatzzeitraum *nicht* geeignet). In den genannten Gruppen ist jeweils $q = (p-1)/2$ und $g = 2$.

Die Verwendung eines gemeinsamen p durch mehrere Nutzer wird nur dann empfohlen, wenn $\log_2(p) \geq 3000$, da die Berechnung diskreter Logarithmen durch Vorberechnungsangriffe vereinfacht werden kann, die nur von dem Parameter p abhängen.

3.5. RSA

Schlüsselgenerierung

1. Wähle zwei Primzahlen p und q zufällig und unabhängig voneinander aus. Nähere Hinweise zur Vorgehensweise bei der Primzahlerzeugung finden sich in Abschnitt B.5.

Die Zahlen p und q sollten von vergleichbarer Bitlänge sein und nicht zu nah beieinander liegen: werden p und q also zum Beispiel unabhängig voneinander aus einem zu engen Intervall gewählt, dann sind Angriffe basierend auf Kenntnis der führenden Bits von p und q denkbar. Bei einer Wahl von p und q entsprechend Abschnitt B.5 tritt hier keine Sicherheitslücke auf.

- Bei der empfohlenen Schlüssellänge von 2000 Bit (s.u.), wähle den öffentlichen Exponenten $e \in \mathbb{N}$ unter den Nebenbedingungen

$$\text{ggT}(e, (p-1) \cdot (q-1)) = 1 \text{ und } 2^{16} + 1 \leq e \leq 2^{1824} - 1.$$

- Berechne den geheimen Exponenten $d \in \mathbb{N}$ in Abhängigkeit von e unter der Nebenbedingung

$$e \cdot d = 1 \text{ mod } \text{kgV}(p-1, q-1).$$

Mit $n = p \cdot q$ (dem sogenannten Modulus) ist dann (n, e) der öffentliche Schlüssel und d der geheime Schlüssel. Weiter müssen natürlich auch die beiden Primzahlen p und q geheim gehalten werden, da sonst jeder aus dem öffentlichen Schlüssel (n, e) wie unter Punkt 3. den geheimen Exponenten berechnen kann. Es wird empfohlen, aus der Schlüsselgenerierung keine Daten abgesehen von den erzeugten Schlüsseln persistent abzuspeichern und alle erzeugten Daten nach der Schlüsselgenerierung im Arbeitsspeicher zu überschreiben. Es wird weiter empfohlen, den privaten Schlüssel auf einem geschützten Speichermedium und/oder verschlüsselt so abzuspeichern, dass nur berechtigte Nutzer Entschlüsselungs-Operationen durchführen können.

Bemerkung 10 (i) Die Reihenfolge der Wahl der Exponenten, d.h. erst die Wahl von e und dann von d soll die zufällige Wahl kleiner geheimer Exponenten verhindern, siehe [20].

(ii) Bei der Verwendung probabilistischer Primzahltests zur Erzeugung der beiden Primzahlen p und q sollte die Wahrscheinlichkeit dafür, dass eine der Zahlen doch zusammengesetzt ist, höchstens 2^{-100} betragen, siehe Abschnitt B.5 für geeignete Verfahren.

Verschlüsselung und Entschlüsselung Für die Ver- und Entschlüsselung siehe [88]. Allerdings muss zusätzlich die Nachricht vor Anwendung des geheimen Schlüssels d auf die Bitlänge des Modulus n formatiert werden. Das Formatierungsverfahren ist dabei sorgfältig zu wählen. Das folgende Verfahren wird empfohlen:

EME-OAEP, siehe [88].

Tabelle 3.3.: Empfohlenes Formatierungsverfahren für den RSA-Verschlüsselungsalgorithmus

Eine Verwendung des älteren PKCS#1v1.5-Paddings wird nicht empfohlen, da sich hierbei immer wieder Varianten der Attacke von Bleichenbacher [16] als Problem erwiesen haben, siehe etwa [19] für ein Beispiel aus der jüngeren Vergangenheit.

Schlüssellänge Die Länge des Modulus n sollte bei einem Einsatzzeitraum bis Ende 2022 mindestens 2000 Bit betragen. Danach verlangt die vorliegende Technische Richtlinie eine Schlüssellänge von mindestens 3000 Bit. Fußnote a) zu Tabelle 3.1 und Bemerkungen 4 sowie 5 aus Kapitel 3 gelten entsprechend.

Eine notwendige Voraussetzung für die Sicherheit des RSA-Verfahrens ist die praktische Unmöglichkeit, den Modul n ohne Kenntnis von p und q in seine Primfaktoren zu zerlegen. Bei der empfohlenen Mindestbitlänge von 2000 Bits ist das nach gegenwärtigem Kenntnisstand der Fall.

4. Hashfunktionen

Hashfunktionen bilden einen Bitstring $m \in \{0, 1\}^*$ beliebiger Länge¹ auf einen Bitstring $h \in \{0, 1\}^n$ fester Länge $n \in \mathbb{N}$ ab. Diese Funktionen spielen in vielen kryptographischen Verfahren eine große Rolle, so zum Beispiel bei der Ableitung kryptographischer Schlüssel oder bei der Datenauthentisierung.

Hashfunktionen $H : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^n$, die in kryptographischen Verfahren eingesetzt werden, müssen je nach Anwendung die folgenden drei Bedingungen erfüllen:

Einweg-Eigenschaft: Für gegebenes $h \in \{0, 1\}^n$ ist es praktisch unmöglich, einen Wert $m \in \{0, 1\}^*$ mit $H(m) = h$ zu finden.

2nd-Preimage-Eigenschaft: Für gegebenes $m \in \{0, 1\}^*$ ist es praktisch unmöglich, einen Wert $m' \in \{0, 1\}^* \setminus \{m\}$ mit $H(m) = H(m')$ zu finden.

Kollisionsresistenz: Es ist praktisch unmöglich, zwei Werte $m, m' \in \{0, 1\}^*$ so zu finden, dass $m \neq m'$ und $H(m) = H(m')$ gilt.

Eine Hashfunktion H , die alle obigen Bedingungen erfüllt, heißt *kryptographisch stark*.

Mathematisch präziser lassen sich diese drei Begriffe fassen jeweils durch einen Vergleich der besten bekannten Angriffe auf diese Eigenschaften mit optimalen generischen Angriffen.

Die Länge des Hash-Outputs ist dabei ein Sicherheitsparameter von zentraler Bedeutung, weil er den Aufwand generischer Angriffe bestimmt. Für das in dieser Technischen Richtlinie minimal geforderte Sicherheitsniveau von 120 Bit muss wegen des Geburtstagsparadoxons für eine Hashfunktion $H : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^n$ mindestens die Bedingung $n \geq 240$ gelten. Eine Fallunterscheidung je nach Einsatzzeitraum des Verfahrens ist an dieser Stelle nicht nötig, weil die in dieser Technischen Richtlinie empfohlenen Hashverfahren alle bereits eine Digest-Länge von ≥ 256 Bit aufweisen.

Bemerkung 11 Es gibt kryptographische Anwendungen von Hashfunktionen, in denen nicht alle drei angegebenen Eigenschaften einer starken Hashfunktion benötigt werden. Umgekehrt gibt es sinnvolle weitere kryptographische Anforderungen an Hashfunktionen, die sich nicht aus den drei angegebenen Eigenschaften ergeben. Ein Beispiel ist die Eigenschaft der *Zero Finder Resistance* (Resistenz gegen Suche nach Urbildern des Hashwertes Null, [21]), die im Zusammenhang mit ECDSA-Signaturen von Bedeutung ist. Die in der vorliegenden Richtlinie empfohlenen Hashverfahren haben im Hinblick auf die in dieser Richtlinie empfohlenen kryptographischen Verfahren, in denen sie eingesetzt werden, keine bekannten kryptographischen Schwächen.

Nach heutigem Kenntnisstand gelten die folgenden Hashfunktionen als kryptographisch stark und sind damit für alle in dieser Technischen Richtlinie verwendeten Verfahren einsetzbar:

¹Spezifikationen realer Hashfunktionen beinhalten in der Regel eine Längenbegrenzung, die aber so hoch liegt, dass sie von realen Eingabestrings nicht überschritten wird.

- SHA-256, SHA-512/256, SHA-384 und SHA-512; siehe [41].
- SHA3-256, SHA3-384, SHA3-512; siehe [44].

Tabelle 4.1.: Empfohlene Hashfunktionen

Bemerkung 12 Die Hashfunktion SHA-224 ist nicht mehr in der Liste der empfohlenen Algorithmen enthalten. Andererseits sind zwei Familien von Hashfunktionen vertreten. Hierzu ergeben sich folgende Anmerkungen:

1. SHA-224 ist technisch gesehen im Kontext dieser Technischen Richtlinie ein Legacy-Mechanismus. Diese Funktion ist aber mit einem Sicherheitsniveau von etwa 112 Bit dennoch weiterhin als recht stark einzuschätzen. Ihre Streichung begründet sich daraus, dass keine Vorteile gegenüber einer Verwendung von SHA-256 existieren und SHA-224 dem ab 2023 für diese Richtlinie angestrebten Sicherheitsniveau von 120 Bit nicht entspricht.
2. Sowohl die Hashfunktionen der SHA-2-Familie als auch die der SHA-3-Familie werden als kryptographisch stark eingeschätzt. Es gibt im Hinblick auf klassische Angriffe auf Kollisionsresistenz und Einwegeigenschaften keinen heute bekannten praktisch relevanten Unterschied zwischen den beiden Funktionenfamilien. In gewissen anderen Szenarien gibt es Unterschiede, zum Beispiel sind die Funktionen der SHA-3-Familie resistent gegen Length-Extension-Attacks.

Bemerkung 13 (i) Für die Hashfunktion SHA-1 können Beispiele von Hashkollisionen mit einem Aufwand von ≈ 10000 CPU-Jahren Rechenzeit erzeugt werden [94]; die genauen Aufwände hängen von der gewählten Angriffsplattform und der Implementierung des Angriffes ab. Für nähere Angaben hierzu verweisen wir auf [94]. Zudem bewegt sich auch der generische Aufwand zur Erzeugung beliebiger SHA-1-Kollisionen, der für Problemstellungen noch relevant sein kann, in denen ein Angreifer ein sehr großes Maß an Kontrolle über den Inhalt kollidierender Nachrichten erreichen will, mit $\approx 2^{80}$ SHA-1-Auswertungen am oberen Ende einer möglichen praktischen Umsetzbarkeit. In Anwendungen, die eine kollisionsresistente Hashfunktion benötigen, sollte daher SHA-1 definitiv nicht mehr eingesetzt werden.

(ii) Man beachte, dass schon eine einzige Kollision einer Hashfunktion zu einer Unsicherheit bei Signaturverfahren führen kann, vergleiche z.B. [36] und [47].

5. Datenauthentisierung

5.1. Vorbemerkungen

Unter Datenauthentisierung verstehen wir in dieser Technischen Richtlinie kryptographische Verfahren, die garantieren, dass übersandte oder gespeicherte Daten nicht durch Unbefugte verändert wurden. Genauer benutzt ein Beweisender (üblicherweise der Sender der Daten) einen kryptographischen Schlüssel zur Berechnung der Prüfsumme der zu authentisierenden Daten. Ein Prüfer (üblicherweise der Empfänger der Daten) prüft dann, ob die empfangene Prüfsumme der zu authentisierenden Daten mit der übereinstimmt, die er bei Unverfälschtheit der Daten und Verwendung des richtigen Schlüssels erwarten würde.

Man unterscheidet symmetrische und asymmetrische Verfahren. Bei symmetrischen Verfahren benutzen Beweisender und Prüfer denselben kryptographischen Schlüssel, ein Dritter kann also in diesem Fall nicht überprüfen, wer die Prüfsumme berechnet hat oder ob sie überhaupt richtig berechnet wurde. Bei asymmetrischen Verfahren wird der private Schlüssel für die Berechnung der Prüfsumme benutzt und mit dem assoziierten öffentlichen Schlüssel überprüft.

Grundsätzlich kann also in symmetrischen Verfahren zur Datenauthentisierung der Prüfer einer Nachricht auch gefälschte Nachrichten erzeugen. Damit eignen sich solche Verfahren nur dann, wenn das zusätzliche Kompromittierungsrisiko tragbar ist, das aus der Verteilung des symmetrischen Schlüssels und seiner Verfügbarkeit für (mindestens) zwei Parteien entsteht. Zudem muss es unkritisch sein, wenn die prüfende Partei eine Nachricht fälscht. Ist eine dieser Bedingungen nicht erfüllt, dann sind symmetrische Datenauthentisierungsverfahren ungeeignet und es müssen digitale Signaturen genutzt werden. In Szenarien, in denen diese Eigenschaften unproblematisch sind, ist der Einsatz symmetrischer Verfahren effizienter. Der integritätsgesicherte Transport von verschlüsselten Daten über ein Netzwerk nach einer Aushandlung ephemerer Schlüssel ist ein Standardszenario, in dem sich die Verwendung symmetrischer Verfahren zur Datenauthentisierung anbietet.

5.2. Sicherheitsziele

Beim Einsatz kryptographischer Verfahren zur Datenauthentisierung ist eine Klärung der Sicherheitsziele, die im jeweiligen Szenario erreicht werden sollen, von entscheidender Bedeutung für die Auswahl der Mechanismen. Grob lassen sich etwa die folgenden Szenarien unterscheiden, die in vielen Anwendungen wichtig sind:

- Sicherung der Integrität von Daten, die über ein Netzwerk übermittelt werden, auf dem Weg vom Sender zum Empfänger. Hier besitzen Sender und Empfänger in der Regel ein gemeinsames Geheimnis, und der Empfänger hat kein Interesse daran, gefälschte Übertragungen zu erzeugen. Es bietet sich daher in diesem Fall die Nutzung eines symmetrischen Verfahrens zur Datenauthentisierung an.
- Sicherung der Nichtabstreitbarkeit einer Nachricht. Hierbei soll sichergestellt werden, dass der Besitzer eines bestimmten Schlüssels zuverlässig als Urheber einer Nachricht identifiziert werden kann und dass auch der Urheber selbst eine signierte Nachricht nicht so erstellen kann, dass über die Validität der Signatur nachträglich Zweifel entstehen können. In einer solchen Situation dürfen die Prüfer einer Nachricht nicht über den entsprechenden Signaturschlüssel verfügen. Daher kommt in diesem Fall nur die Verwendung digitaler

Signaturen in Frage. Zudem muss der private Signaturschlüssel in einer solchen Situation je nach konkretem Szenario und angestrebtem Schutzniveau auch vor Einsichtnahme durch den Signaturgeber selbst geschützt werden. Dies ist zum Beispiel der Fall, wenn denkbar ist, dass der Signaturgeber vergangene Signaturen durch absichtliche Verbreitung des eigenen privaten Schlüssels nachträglich ungültig machen könnte. Außerdem muss sichergestellt werden, dass dem Empfänger die Nachricht genauso angezeigt wird wie dem Ersteller, und dass etwaige nichtsignierte Anteile (z.B. die nichtsignierte Betreffszeile im Fall einer signierten E-Mail) für den Empfänger und auch für den Ersteller eindeutig als solche identifizierbar sind.

- Absicherung eines asymmetrischen Schlüsseltausches gegen Man-in-the-Middle-Angriffe. In diesem Fall steht kein gemeinsames Geheimnis zur Verfügung, und es muss daher eine integritätsgeschützte Übermittlung der Key-Exchange-Nachrichten mittels digitaler Signaturen sichergestellt werden.

Bemerkung 14 Spezielle Situationen können zu speziellen Anforderungen an die beteiligten Anwendungen führen. Zum Beispiel werden bei Codesignaturen die Sicherheitsziele der Integrität der übermittelten Anwendung sowie der Nichtabstreitbarkeit möglicherweise enthaltener Schadfunktionen in der ausgelieferten Software verfolgt, obwohl die signierten Daten in der Regel weder beim Empfänger noch beim Ersteller sinnvoll angezeigt und mit vertretbarem Aufwand inhaltlich geprüft werden können. Die Sicherheitsfunktion der sicheren Anzeige auf Erstellerseite verlagert sich damit vollständig auf die Prozesse zur Qualitätssicherung beim Ersteller sowie auf die Sicherheit der von ihm eingesetzten technischen Komponenten.

Bemerkung 15 Bei der Verarbeitung authentisierter Daten dürfen nur die Datenbestandteile, die wirklich signiert wurden, als integer behandelt werden. Die Durchsetzung dieses Grundsatzes ist nicht immer trivial, auch weil für eine Anwendung kritische Fälle unter Umständen in legitim signierten Daten niemals auftauchen. Besonders bei der Verwendung komplexerer Signaturformate (z.B. XML-Signaturen) oder in Kontexten, in denen durch digitale Signaturen Sicherheitsziele durchgesetzt werden sollen, die bei der Entwicklung der eingesetzten Komponenten nicht vorhergesehen wurden, sollte daher immer durch einen Experten gründlich überprüft werden, ob zusätzliche Schutzmaßnahmen erforderlich sind.

Bemerkung 16 Die Authentizität signierter Daten wird durch eine Signatur unter Umständen noch nicht in ausreichendem Maße bestätigt, weil etwa Replay-Attacken möglich sind. Solche Angriffe müssen durch zusätzliche Maßnahmen unterbunden werden. Generisch kann dies durch geeignete Kombination von Verfahren zur Datenauthentisierung mit Verfahren zur Durchführung einer Challenge-Response-basierten Instanzauthentisierung erreicht werden. In bestimmten Kontexten (z.B. Softwareupdates, Schlüsselupdates) kann auch die Überprüfung mitsignierter Versionszähler oder Zeitstempel ausreichend sein.

5.3. Message Authentication Code (MAC)

Message Authentication Codes sind symmetrische Verfahren zur Datenauthentisierung, die sich üblicherweise auf Blockchiffren oder Hashfunktionen stützen. Beweisender und Prüfer müssen also vorab einen gemeinsamen symmetrischen Schlüssel vereinbart haben. Diese Verfahren werden üblicherweise dann eingesetzt, wenn große Datenmengen authentisiert werden müssen oder wenn Prüfung oder Erstellung von Prüfsummen aus anderen Gründen besonders effizient sein müssen. Häufig muss sowohl die Vertraulichkeit als auch die Authentizität der Daten gewährleistet werden, siehe Abschnitt A.1 für solche Verfahren. Siehe weiter Kapitel 7 für Verfahren, mit denen Schlüssel über unsichere Kanäle ausgetauscht werden können.

Grundsätzlich gelten die folgenden Verfahren als sicher, wenn im CMAC-Verfahren und im GMAC-Verfahren eine aus Tabelle 2.1 aufgeführte Blockchiffre eingesetzt wird, bzw. im HMAC-Verfahren eine aus Tabelle 4.1 aufgeführte Hashfunktion eingesetzt wird und die Länge des Schlüssels für beide Verfahren mindestens 16 Byte beträgt:

- CMAC, siehe [75],
- HMAC, siehe [8],
- GMAC, siehe [76].

Tabelle 5.1.: Empfohlene MAC-Verfahren

Zur Verwendung dieser Verfahren sind folgende Empfehlungen zu beachten:

1. Als Taglänge werden für allgemeine kryptographische Anwendungen in allen drei Verfahren ≥ 96 Bits empfohlen, als absolutes Minimum für allgemeine Anwendungen gibt die vorliegende Richtlinie 64 Bit an. Kürzere Taglängen sollten nur verwendet werden nach Abwägung aller die jeweilige Anwendung betreffenden Umstände durch Experten. Für GMAC-Tags gilt, dass Angriffe existieren, in denen Fälschungen von Tags der Länge t für Nachrichten von n Blocks Länge mit einer Wahrscheinlichkeit von $2^{-t+\log_2(n)}$ pro Versuch möglich sind und sich diese Wahrscheinlichkeit bei Detektion erfolgreicher Fälschungen weiter steigert [45]. Dies bedeutet, dass bei gleicher Taglänge GMAC (und damit auch der authentifizierte Verschlüsselungsmodus GCM) einen schwächeren Integritätsschutz liefert als es für CMAC oder HMAC jeweils mit den in dieser Technischen Richtlinie empfohlenen Blockchiffren beziehungsweise Hashfunktionen erwartet wird. Die praktische Relevanz dieser Angriffe wächst erheblich, wenn kurze Authentisierungs-Tags (< 64 Bit) eingesetzt werden. Von einer Verwendung kurzer Tags mit GMAC/GCM wird daher dringend abgeraten.
2. Die verwendeten Authentisierungsschlüssel sind ebenso gut zu schützen wie sonstige kryptographische Geheimnisse im gleichen Kontext.
3. Allgemein müssen alle Auflagen aus [8, 75, 76] bei dem jeweils verwendeten Verfahren eingehalten und ihre Einhaltung dokumentiert werden.

Hinsichtlich des GMAC-Verfahrens gelten die sonstigen Bemerkungen zu den Betriebsbedingungen für GCM aus Abschnitt 2.1.2 entsprechend, soweit sie die Authentisierungsfunktion betreffen. Die folgende Tabelle fasst die Empfehlungen zu Schlüssel- und Prüfsummenlänge bei Verwendung von MAC-Verfahren zusammen:

Verfahren	CMAC	HMAC	GMAC
Schlüssellänge	≥ 128	≥ 128	≥ 128
Taglänge empfohlen	≥ 96	≥ 96	≥ 96

Tabelle 5.2.: Parameter für empfohlene MAC-Verfahren

5.4. Signaturverfahren

In Signaturalgorithmen werden die zu signierenden Daten zunächst gehasht und dann aus diesem Hashwert die Prüfsumme bzw. die Signatur mit dem geheimen Schlüssel des Beweisenden berechnet. Der Prüfer verifiziert dann die Signatur mit dem entsprechenden öffentlichen Schlüssel.

Wie schon bei asymmetrischen Verschlüsselungsverfahren darf es dabei praktisch nicht möglich sein, die Signatur ohne Kenntnis des geheimen Schlüssels zu berechnen. Dies impliziert insbesondere, dass der geheime Schlüssel praktisch nicht aus dem öffentlichen Schlüssel konstruiert werden kann.

Zur Verteilung der öffentlichen Schlüssel an die Verifizierer wird üblicherweise eine Public-Key-Infrastruktur genutzt. Ein zuverlässiger (vor Manipulationen sicherer) Weg zur Verteilung der öffentlichen Schlüssel ist in jedem Fall wie bei allen Public-Key-Verfahren unerlässlich. Eine tiefgehende Diskussion der technischen und organisatorischen Möglichkeiten zur Lösung dieses Problems würde allerdings über den Rahmen der vorliegenden Technischen Richtlinie hinausgehen und das Thema wird daher nur am Rande behandelt.

Für die Spezifizierung von Signaturverfahren sind also folgende Algorithmen festzulegen:

1. Ein Algorithmus zur Generierung von Schlüsselpaaren.
2. Eine Hashfunktion, die die zu signierenden Daten auf einen Datenblock fester Bitlänge abbildet.
3. Ein Algorithmus zum Signieren der gehashten Daten und ein Algorithmus zum Verifizieren der Signatur.

Zusätzlich geben wir Empfehlungen für minimale Schlüssellängen an.

Für die Berechnung des Hashwertes sind grundsätzlich alle der in Tabelle 4.1 aufgelisteten Hashfunktionen geeignet. Wir müssen also in den folgenden vier Unterabschnitten jeweils nur noch die unter Punkt 1. und 3. aufgeführten Algorithmen und Schlüssellängen angeben. Im übrigen können alle empfohlenen Verfahren sowohl zur Signierung von Daten, als auch zum Ausstellen von Zertifikaten genutzt werden.

Tabelle 5.3 gibt einen Überblick über die im Folgenden empfohlenen Signaturverfahren.

<ol style="list-style-type: none"> 1. RSA, siehe [53], 2. DSA, siehe [54] und [42], 3. DSA-Varianten auf elliptischen Kurven: <ol style="list-style-type: none"> a) ECDSA, siehe [27], b) ECKDSA, ECGDSA, siehe [27, 54], und 4. Merkle-Signaturen, siehe [31]^a <p>^aMerkle-Signaturen unterscheiden sich in wesentlichen Aspekten von den anderen an dieser Stelle empfohlenen Signaturverfahren. Für eine genauere Beschreibung der wichtigsten Punkte wird auf Abschnitt 5.4.4 verwiesen.</p>
--

Tabelle 5.3.: Empfohlene Signaturverfahren

Bei einer geeigneten Wahl der Sicherheitsparameter erreichen nach heutigem Kenntnisstand alle hier empfohlenen Signaturverfahren ein vergleichbares Sicherheitsniveau, wenn die privaten Schlüssel zuverlässig geheim gehalten werden und also insbesondere nicht aufgrund von Implementierungsschwächen ermittelt werden können, etwa durch Seitenkanäle, Fault-Attacken oder gegen eine bestimmte Art der Schlüsselgenerierung ausgerichtete mathematische Angriffe. Für die Erstellung qualifizierter elektronischer Signaturen im Anwendungsbereich des Vertrauensdienstegesetzes können trotz der grundsätzlich für alle empfohlenen Verfahren gegebenen si-

cherheitstechnischen Eignung formal abweichende Regelungen greifen. Wir verweisen für dieses Thema auf den SOGIS-Leitfaden zur Eignung von kryptographischen Algorithmen [91].

Bemerkung 17 Mit Ausnahme des DS 3 (vergl. Tabelle 5.4) sind die empfohlenen asymmetrischen Signaturverfahren probabilistische Algorithmen¹. Hier wird also bei jeder Berechnung einer Signatur ein **neuer** Zufallswert benötigt. Anforderungen an diese Zufallswerte werden in den entsprechenden Abschnitten angegeben.

Bemerkung 18 Merkle-Signaturen gelten im Gegensatz zu allen anderen hier aufgeführten Signaturverfahren als sicher gegen Angriffe unter Nutzung von Quantencomputern [31]. Zudem sind sie als einziges der hier genannten Verfahren *forward secure* im Sinne von [9], siehe auch [58] für weitere Informationen zum Thema Forward Security.

5.4.1. RSA

Die Sicherheit dieses Verfahrens beruht auf der vermuteten Schwierigkeit der Berechnung e -ter Wurzeln in $\mathbb{Z}/(n)$, wenn n eine ganze Zahl von unbekannter Faktorisierung in zwei Primfaktoren p, q ist und e ein Exponent, der zu $\varphi(N) = (p - 1)(q - 1)$ teilerfremd ist.

Schlüsselgenerierung Die Schlüsselgenerierung verläuft exakt wie beim RSA-Verschlüsselungsverfahren, zu Details siehe Abschnitt 3.5. Der Signaturprüf Schlüssel ist von der Form (n, e) (n zusammengesetzt, e invertierbar mod $\varphi(n)$, $2^{16} < e < 2^{256}$) und der Signaturschlüssel ist $d := e^{-1}(\text{mod } \varphi(n))$.

Signaturerzeugung und Signaturverifikation Für die Signaturerzeugung bzw. -verifikation siehe [53]. Allerdings muss zusätzlich der Hashwert der Nachricht vor Anwendung des geheimen Schlüssels d auf die Bitlänge des Moduls n formatiert werden. Das Formatierungsverfahren ist dabei sorgfältig zu wählen, siehe zum Beispiel [34]. Die folgenden Verfahren werden empfohlen:

- | |
|---|
| <ol style="list-style-type: none"> 1. EMSA-PSS, siehe [88]. 2. Digital Signature Scheme (DS) 2 und 3, siehe [56]. |
|---|

Tabelle 5.4.: Empfohlene Formatierungsverfahren für den RSA-Signaturalgorithmus

Schlüssellänge Die Länge des Modulus n sollte (Einsatzzeitraum bis 2022) mindestens 2000 Bit betragen und bei Verwendung ab 2023 mindestens 3000 Bit. Fußnote a) zu Tabelle 3.1 und Bemerkungen 4 sowie 5 aus Kapitel 3 gelten entsprechend.

5.4.2. Digital Signature Algorithm (DSA)

Die Sicherheit dieses Verfahrens beruht auf der vermuteten Schwierigkeit des Diskreten Logarithmenproblems in \mathbb{F}_p^* .

¹Der RSA-Algorithmus selbst ist deterministisch, nicht aber die hier empfohlenen Paddingverfahren zu RSA außer DS 3.

Schlüsselgenerierung

1. Wähle zwei Primzahlen p und q so, dass

$$q \text{ teilt } p - 1$$

gilt.

2. Wähle x in \mathbb{F}_p^* und berechne $g := x^{(p-1)/q} \bmod p$.
3. Falls $g = 1$, gehe zu 2.
4. Wähle eine Zahl $a \in \{1, \dots, q - 1\}$ und setze $A := g^a$.

Dann ist (p, q, g, A) der öffentliche Schlüssel und a der geheime Schlüssel.

Signaturerzeugung und Signaturverifikation Für die Signaturerzeugung bzw. -verifikation siehe [54] und [42].

Signaturerzeugung und Signaturverifikation benötigen eine kryptographische Hashfunktion. Dabei sollte eine der in der vorliegenden Richtlinie empfohlenen Hashfunktionen verwendet werden. Die Länge der Hashwerte sollte der Bitlänge von q entsprechen. Sollte keine der in Tabelle 4.1 empfohlenen Hashfunktionen eine geeignete Hashlänge aufweisen, dann sollten die q führenden Bits der Hash-Ausgabe verwendet werden. Ist die Länge L_H des Hashwertes *geringer* als die Bitlänge von q , dann ergibt sich ein Signaturverfahren mit einem Sicherheitsniveau von (höchstens) $L_H/2$ Bit.

Schlüssellänge Die Länge der Primzahl p sollte bei einem Einsatzzeitraum bis einschließlich 2022 mindestens 2000 betragen. Für Signaturen, die ohne weitere Maßnahmen (z. B. Übersignatur) länger als bis Ende 2022 gültig bleiben sollen, wird eine Schlüssellänge ≥ 3000 Bit empfohlen.

Bemerkung 19 Das DSA-Verfahren ist ein so genannter probabilistischer Algorithmus, da zur Berechnung der Signatur eine Zufallszahl k benötigt wird. Hier ist $k \in \{1, \dots, q - 1\}$, und diese Zufallszahl sollte bezüglich der Gleichverteilung auf $\{1, \dots, q - 1\}$ gewählt werden. Andernfalls existieren Angriffe, vergleiche [82]. In Abschnitt B.4 werden zwei Algorithmen zur Berechnung von k besprochen.

Bemerkung 20 Zur Erzeugung der Systemparameter siehe Bemerkung 9.

5.4.3. DSA-Varianten basierend auf elliptischen Kurven

Die Sicherheit dieser Verfahren beruht auf der vermuteten Schwierigkeit des Diskreten Logarithmenproblems in elliptischen Kurven.

Schlüsselgenerierung

1. Erzeuge kryptographisch starke EC-Systemparameter (p, a, b, P, q, i) , siehe Abschnitt B.3.
2. Wähle d zufällig und gleichverteilt in $\{1, \dots, q - 1\}$.
3. Setze $G := d \cdot P$.

Dann bilden die EC-Systemparameter (p, a, b, P, q, i) zusammen mit G den öffentlichen Schlüssel und d den geheimen Schlüssel.

Signaturerzeugung und Signaturverifikation Folgende Algorithmen sind grundsätzlich geeignet:

1. ECDSA, siehe [27].
2. ECKDSA, ECGDSA, siehe [27, 54].

Tabelle 5.5.: Empfohlene Signaturverfahren basierend auf elliptischen Kurven

Bei Signaturerzeugung und Signaturverifikation wird eine kryptographische Hashfunktion benötigt. Dabei sind grundsätzlich alle in dieser Technischen Richtlinie empfohlenen Hashfunktionen geeignet. Die Länge der Hashwerte sollte der Bitlänge von q entsprechen. Die sonstigen Hinweise zur Wahl der Hashfunktion aus Abschnitt 5.4.2 gelten entsprechend.

Schlüssellänge Alle in Tabelle 5.5 aufgeführten Signaturverfahren garantieren ein Sicherheitsniveau von 100 Bit, wenn für die Ordnung q des Basispunktes P gilt $q \geq 2^{200}$ und wenn angenommen wird, dass die Berechnung diskreter Logarithmen auf den verwendeten Kurven nicht effizienter möglich ist als durch generische Verfahren. Empfohlen wird, $q \geq 2^{250}$ zu wählen.

Bemerkung 21 Wie das DSA-Verfahren sind alle in diesem Abschnitt empfohlenen Signaturverfahren probabilistische Algorithmen. Hier muss ebenfalls ein Zufallswert $k \in \{1, \dots, q-1\}$ gemäß der Gleichverteilung gewählt werden, da andernfalls Angriffe existieren, vergleiche [82]. werden. In Abschnitt B.4 werden zwei Verfahren zur Berechnung von k vorgestellt.

5.4.4. Merkle-Signaturen

Im Gegensatz zu den bisher beschriebenen Signaturverfahren beruht die Sicherheit des in [31] beschriebenen Algorithmus nur auf der kryptographischen Stärke einer Hashfunktion und einer pseudozufälligen Funktionenfamilie. Insbesondere werden keine Annahmen zur Abwesenheit effizienter Lösungsalgorithmen für Probleme aus der algorithmischen Zahlentheorie wie das RSA-Problem oder die Berechnung diskreter Logarithmen benötigt. Es wird deshalb allgemein angenommen, dass Merkle-Signaturen im Gegensatz zu allen anderen in dieser Technischen Richtlinie empfohlenen Signaturverfahren auch gegen Angriffe unter Verwendung von Quantencomputern sicher bleiben würden.²

Als Hashfunktionen sind alle in Tabelle 4.1 empfohlenen Hashverfahren geeignet. Die benötigte pseudozufällige Funktionenfamilie kann durch die HMAC-Konstruktion aus der verwendeten Hashfunktion konstruiert werden.

Für eine genaue Beschreibung des Verfahrens siehe [31].

Die generell geringen Komplexitätstheoretischen Annahmen, die der Sicherheit von Merkle-Signaturen zugrundeliegen, lassen Merkle-Signaturen als eine gute Methode für die Erstellung langfristig sicherer Signaturen erscheinen. Dies gilt auch unter der Annahme, dass Angriffe durch Quantencomputer über den Zeitraum hinweg, in dem die Signatur gültig bleiben soll, keine Anwendung finden.

Anders als in den anderen in der vorliegenden Technischen Richtlinie beschriebenen Signaturverfahren kann bei Verwendung von Merkle-Signaturen mit einem gegebenen öffentlichen Schlüssel allerdings jeweils nur eine endliche Anzahl von Nachrichten authentifiziert werden. Außerdem ist die Rechenzeit zur Erzeugung des öffentlichen Schlüssels proportional zu dieser Anzahl zu authentisierender Nachrichten und damit vergleichsweise lang, wenn eine große Anzahl

²Eine Diskussion der Quantencomputer-Sicherheit der Kollisionsresistenz von Hashfunktionen findet sich in [12].

von Nachrichten ohne zwischenzeitliche Erzeugung und authentifizierte Verteilung eines neuen öffentlichen Schlüssels signiert werden soll. Ergebnisse praktischer Experimente zur Effizienz aller Teilschritte (Schlüsselgenerierung, Signaturerzeugung, Signaturverifikation) des in [31] beschriebenen Verfahrens und zu den auftretenden Schlüssellängen und Signaturgrößen finden sich in Abschnitt 6 von [31].

5.4.5. Langfristige Beweiswerterhaltung für digitale Signaturen

Unabhängig von den vorliegenden Empfehlungen zu Verfahren und Schlüssellängen für digitale Signaturen und unabhängig von den entsprechenden Vorgaben zur qualifizierten elektronischen Signatur in [17] wird dazu geraten, die Möglichkeit künftiger Umstellungen der Systeme auf neue Signaturverfahren oder längere Signaturschlüssel schon bei der Entwicklung vorzusehen, wenn die vorgesehene Zeitdauer, über die hinweg die Authentizität und Integrität der durch ein System zur Datenauthentisierung zu schützenden Daten gesichert bleiben soll, den Vorhersagezeitraum der vorliegenden Richtlinie deutlich übersteigt. Dies sollte Mechanismen zur Übersignierung alter signierter Dokumente unter Verwendung der aktualisierten Verfahren mit einschließen.

Nähere Informationen zu diesem Thema finden sich in der Technischen Richtlinie 03125 (TR-ESOR) [30].

6. Instanzauthentisierung

Unter Instanzauthentisierung werden in dieser Technischen Richtlinie kryptographische Protokolle verstanden, in denen ein Beweisender einem Prüfer den Besitz eines Geheimnisses nachweist. Bei symmetrischen Verfahren ist dies ein symmetrischer Schlüssel, der vorab ausgetauscht werden muss. In asymmetrischen Verfahren zeigt der Beweisende, dass er im Besitz eines geheimen Schlüssels ist. Hier wird in der Regel eine PKI benötigt, damit der Prüfer den zugehörigen öffentlichen Schlüssel dem Beweisenden zuordnen kann. Passwortbasierte Verfahren dienen in erster Linie der Freischaltung von Chipkarten oder anderen kryptographischen Komponenten. Hier beweist der Inhaber der Komponente, dass er im Besitz eines Passwortes oder einer PIN ist. Unter einer PIN (*Personal Identification Number*) wird hier ein nur aus den Ziffern 0-9 bestehendes Passwort verstanden.

Die Authentisierung sollte - wo das sinnvoll und möglich ist - gegenseitig erfolgen und kann mit einer Schlüsseleinigung einhergehen, um die Vertraulichkeit und Integrität einer anschließenden Kommunikation zu gewährleisten, siehe Kapitel 7 für empfohlene Schlüsselaustausch- und Schlüsseleinigungsverfahren und Abschnitt A.2 für empfohlene Protokolle, die beide Verfahren kombinieren.

Deshalb werden in diesem Kapitel für die ersten beiden Verfahren (Abschnitte 6.1 und 6.2) nur allgemeine Ideen zur Instanzauthentisierung angegeben und lediglich die entsprechenden kryptographischen Primitive empfohlen. Für die benötigten kryptographischen Protokolle sei auf Abschnitt A.2 verwiesen. Insbesondere werden auch nur dort Empfehlungen für Schlüssellängen usw. angegeben.

6.1. Symmetrische Verfahren

Für den Nachweis des Beweisenden (B) gegenüber einem Prüfer (P), dass B im Besitz des geheimen symmetrischen Schlüssels ist, sendet P einen Zufallswert r an B. Damit das Verfahren das in der vorliegenden Technischen Richtlinie minimal angestrebte Sicherheitsniveau erreicht sollte r 100 Bit Min-Entropie besitzen. Wird eine große Anzahl von Authentisierungsverfahren mit dem gleichen geheimen Schlüssel abgewickelt, dann sollte die Wahrscheinlichkeit einer Kollision zweier dieser Challenge-Werte auf $\leq 2^{-32}$ beschränkt werden. B berechnet dann mittels des gemeinsamen geheimen Schlüssels K eine Prüfsumme von r und schickt diese zurück an P. P prüft dann diese Prüfsumme. Solche Verfahren heißen auch *Challenge-Response-Verfahren*, siehe Tabelle 6.1 für eine schematische Darstellung.

Beweisender (B)		Prüfer (P)
		Wähle Zufallswert r
	\xleftarrow{r} (Challenge)	
Berechne Prüfsumme c		
	\xrightarrow{c} (Response)	
		Verifiziere Prüfsumme

Tabelle 6.1.: Schematische Darstellung eines Challenge-Response-Verfahren zur Instanzauthentisierung

Die Berechnung und Verifikation der Prüfsumme hängt vom gewählten Verfahren ab. Grundsätzlich können alle in Kapitel 2 empfohlenen Verschlüsselungsverfahren und alle in Abschnitt 5.3 empfohlenen MAC-Verfahren eingesetzt werden. Für empfohlene Bitlängen und Nebenbedingungen an die benutzten Zufallswerte siehe Abschnitt A.2.

6.2. Asymmetrische Verfahren

Wie schon im letzten Abschnitt werden auch für asymmetrische Verfahren Challenge-Response-Protokolle zur Instanzauthentisierung eingesetzt. Hier berechnet der Beweisende eine Prüfsumme zu einem vom Prüfer gesendeten Zufallswert r mit seinem geheimen Schlüssel. Der Prüfer verifiziert dann die Prüfsumme mit Hilfe des zugehörigen öffentlichen Schlüssels. Grundsätzlich können hierfür alle in Abschnitt 5.4 empfohlenen Verfahren eingesetzt werden. Für empfohlene Bitlängen und Nebenbedingungen an die benutzten Zufallswerte siehe ebenfalls Abschnitt A.2.

Bemerkung 22 Auch wenn die in Abschnitt 5.4 empfohlenen Signaturverfahren zur Datenauthentisierung auch zur Instanzauthentisierung genutzt werden können, sollte darauf geachtet werden, dass die eingesetzten Schlüssel verschieden sind. Das bedeutet, dass ein Schlüssel zur Erzeugung von Signaturen nicht zur Instanzauthentisierung eingesetzt werden sollte. Dies muss in den entsprechenden Zertifikaten für die öffentlichen Schlüssel kenntlich gemacht werden.

6.3. Passwortbasierte Verfahren

Passwörter zum Freischalten der auf kryptographischen Komponenten, wie zum Beispiel Signaturkarten, zur Verfügung gestellten kryptographischen Schlüssel sind meist kurz, damit sich der Inhaber der Komponente das Passwort auch merken kann. In vielen Situationen ist zudem der erlaubte Zeichensatz begrenzt auf die Ziffern 0-9. Um trotzdem ein ausreichendes Sicherheitsniveau zu erreichen, wird die Anzahl der Zugriffsversuche üblicherweise begrenzt.

6.3.1. Empfohlene Passwortlängen für den Zugriff auf kryptographische Hardwarekomponenten

Folgende Nebenbedingungen werden empfohlen:

1. Es wird grundsätzlich empfohlen, Passwörter mit einer Entropie von mindestens $\log_2(10^6)$ Bits zu nutzen. Dies kann erreicht werden zum Beispiel durch eine ideal zufällige Vergabe sechsstelliger PINs (vergleiche auch [40], Abschnitt 4.3.3).
2. Die Anzahl der aufeinanderfolgenden erfolglosen Zugriffsversuche muss eng beschränkt werden. Bei einer Passwortentropie von $\log_2(10^6)$ Bit wird eine Beschränkung auf drei Versuche empfohlen.

Tabelle 6.2.: Empfohlene Passwortlängen und empfohlene Anzahl der Zugriffsversuche für den Zugriffsschutz kryptographischer Komponenten

Bemerkung 23 Werden Zugriffs-Passwörter für kryptographische Komponenten nicht wenigstens annähernd ideal zufällig durch einen technischen Prozess erzeugt sondern durch den Nutzer gesetzt, dann wird eine Sensibilisierung des Nutzers bezüglich der Auswahl sicherer Passwörter dringend empfohlen. Es wird empfohlen, in diesem Fall von der Verwendung rein numerischer Passwörter (PINs) abzusehen. Für Passwörter, die über einem Alphabet gebildet werden, das

mindestens die Buchstaben A-Z, a-z und 0-9 enthält, wird eine Länge von acht Zeichen empfohlen. Es wird weiter empfohlen, Maßnahmen zu treffen, die sehr naheliegende Passwörter (zum Beispiel beliebige einzelne Wörter der Landessprache oder einer wichtigen Fremdsprache sowie Datumsangaben in naheliegenden Formaten) ausschließen. Für eine Einschätzung des Sicherheitsniveaus nutzergenerierter PINs und Passwörter verweisen wir auf [79], Tabelle A.1.

Bemerkung 24 In manchen Anwendungen kann nach Abwägung aller Umstände durch Experten auch eine Nutzung von Passwörtern mit geringerer Entropie als oben empfohlen mit der vorliegenden Richtlinie kompatibel sein. Ein einzelner unautorisierter Zugriffsversuch sollte dabei aber wenigstens niemals mit einer Erfolgswahrscheinlichkeit größer als $\approx 10^{-4}$ erfolgreich sein. Die Anzahl der aufeinanderfolgenden erfolglosen Zugriffsversuche muss eng beschränkt werden, die genauen Beschränkungen sind abhängig von der Anwendung. Die Restrisiken sollten gründlich dokumentiert werden. Es wird empfohlen, in Situationen, in denen dies anwendbar ist, den berechtigten Nutzer über erfolgte unberechtigte Zugriffsversuche zu informieren, auch wenn die Komponente in deren Folge nicht gesperrt wurde.

Bemerkung 25 (i) Um Denial-of-Service Attacken oder eine versehentliche Sperrung der Komponente zu verhindern, muss ein Mechanismus zum Aufheben der Sperrung vorgesehen sein. Die Entropie des Schlüssels zur Entsperrung (englisch *Personal Unblocking Key*, kurz PUK) sollte mindestens 100 Bit betragen, wenn Offline-Attacken denkbar sind.

(ii) Wenn keine Offline-Angriffe auf die PUK möglich sind, wird empfohlen, eine PUK mit mindestens 32 Bit Entropie zu verwenden (zum Beispiel 10 Ziffern) und nach einer relativ geringen Anzahl von Zugriffsversuchen (zum Beispiel 20) die in der Komponente enthaltenen kryptographischen Geheimnisse unwiderruflich zu löschen.

(iii) Die oben ausgesprochene allgemeine Empfehlung von mindestens etwa 20 Bit Entropie für das in einem passwortbasierten Authentisierungsverfahren verwendete Passwort gilt natürlich nur für die Authentisierung einer Sicherheitskomponente gegenüber, die keine offline-Angriffe erlaubt und die die angegebenen Beschränkungen hinsichtlich der Anzahl zulässiger Zugriffsversuche zuverlässig durchsetzen kann. In anderen Situationen, in denen diese Bedingungen nicht erfüllt sind (zum Beispiel wenn aus dem Passwort direkt ein kryptographisches Geheimnis abgeleitet wird, das Zugriff zu sensibler Information verschafft), wird empfohlen, Passwörter über ein Verfahren auszuwählen, das mindestens 100 Bit Entropie liefert. Es wird für den Zugang zu Daten oder für die Authentisierung von Transaktionen mit hohem Schutzbedarf grundsätzlich von einer Ein-Faktor-Authentisierung abgeraten. Empfohlen wird in dieser Situation eine Zwei-Faktor-Authentisierung durch Wissen (Kenntnis eines Passwortes) und Besitz (einer sicheren Hardwarekomponente).

6.3.2. Empfohlene Verfahren zur passwort-basierten Authentisierung gegenüber kryptographischen Hardwarekomponenten

Für kontaktbehaftete Chipkarten ist das Verfahren sehr einfach. Das Passwort wird auf dem Pinpad des Kartenlesers eingegeben und ohne kryptographische Absicherung zur Chipkarte übertragen. Obwohl hier also auf Seiten des Kartenlesers keine kryptographischen Mechanismen zum Einsatz kommen, sollte dabei ein zertifizierter Kartenleser eingesetzt werden, um Angriffe durch Manipulationen im Kartenleser selbst zu verhindern.

Bei kontaktlosen Chipkarten kann die Kommunikation zwischen Kartenleser und Chipkarte auch noch aus einiger Entfernung mitgelesen werden. Hier kann das Passwort zur Freischaltung der Chipkarte also nicht einfach vom Kartenleser zur Chipkarte gesendet werden.

Folgendes passwortbasiertes Verfahren wird für den Zugriffsschutz auf kontaktlose Chipkarten empfohlen:

PACE: Password Authenticated Connection Establishment, siehe [26].

Tabelle 6.3.: Empfohlenes passwortbasiertes Verfahren für den Zugriffsschutz auf kontaktlose Chipkarten

Das in Tabelle 6.3 empfohlene Verfahren beweist der kontaktlosen Chipkarte nicht nur, dass der Benutzer im Besitz des korrekten Passwortes ist, sondern führt gleichzeitig ein Schlüsseleinigungsverfahren durch, so dass im Anschluss eine vertrauliche und authentifizierte Kommunikation durchgeführt werden kann.

Bemerkung 26 Auch hier muss die Anzahl der Versuche beschränkt sein. Empfohlen wird, nach drei erfolglosen Versuchen die Chipkarte zu sperren. Die sonstigen Bemerkungen aus Abschnitt 6.3.1 gelten entsprechend.

7. Schlüsseleinigungsverfahren, Schlüsseltransportverfahren und Key-Update

Schlüsseleinigungsverfahren dienen dem Austausch eines Verschlüsselungsschlüssels über einen unsicheren Kanal. Diese Verfahren müssen unbedingt mit Instanzauthentisierungsverfahren kombiniert werden. Ansonsten besteht keine Möglichkeit zu entscheiden, mit welcher Partei die Schlüsseleinigung durchgeführt wird (Datenauthentisierung allein genügt hier nicht, da ein Angreifer eine in der Vergangenheit durchgeführte Kommunikation mitgeschnitten haben könnte um die aufgezeichneten Daten für einen Angriff zu nutzen). Aus diesem Grund geben wir, wie schon in Kapitel 6, in diesem Kapitel nur ganz allgemeine Ideen für Schlüsseleinigungsverfahren an und verweisen für konkrete Verfahren, d.h. für Schlüsseleinigungsverfahren, die auch eine Instanzauthentisierung beinhalten, auf Abschnitt A.2.

Nach erfolgreicher Schlüsseleinigung befinden sich beide Parteien im Besitz eines gemeinsamen Geheimnisses. Für empfohlene Verfahren zur Generierung symmetrischer Schlüssel aus diesem Geheimnis siehe Abschnitt B.1. Im Wesentlichen wird hier die Verwendung einer Schlüsselableitungsfunktion empfohlen.

In manchen Situationen kann es hier sinnvoll sein, in die Schlüsselableitungsfunktion ein vorverteiltes Geheimnis eingehen zu lassen. Damit kann zum Beispiel eine Separierung verschiedener Benutzergruppen erreicht werden, auch eine zusätzliche Verteidigungslinie gegen Angriffe auf das Schlüsseleinigungsverfahren kann auf diese Weise eingezogen werden. Hinsichtlich einer Separierung verschiedener Benutzergruppen kann es überdies sinnvoll sein, weitere öffentliche Daten, die spezifisch für beide Kommunikationspartner sind, in die Schlüsselableitung eingehen zu lassen.

Es wird empfohlen, nur Schlüsseleinigungsverfahren zu verwenden, in denen beide Kommunikationspartner gleiche Anteile für den neuen Schlüssel bereitstellen. Beide Seiten sollten dabei mindestens 100 Bit Entropie beitragen. Bei der Auswahl eines Schlüsseleinigungsverfahrens für eine bestimmte Anwendung sollte auch in Betracht gezogen werden, ob in dem gewählten Protokoll eine Seite eine größere Kontrolle über das Schlüsselmaterial hat als die andere und ob eine solche Asymmetrie in der gegebenen Anwendung sicherheitsrelevante Auswirkungen hat.

Neben Schlüsseleinigungsverfahren sind auch Schlüsseltransportverfahren von praktischer Bedeutung. Dabei werden geheime Schlüsseldaten von einer Stelle erzeugt und gesichert zu einem oder mehreren Empfängern transportiert. Die Empfänger haben hier keine Kontrolle über die verteilten Sitzungsschlüssel. Die erzeugende Stelle kann eine vertrauenswürdige Drittpartei sein oder einer der Kommunikationsteilnehmer. Im letzteren Fall wird empfohlen, dass alle Teilnehmer nur jeweils selbst erzeugte Schlüssel zur Übertragung eigener sensibler Daten nutzen.

Ebenfalls behandelt werden sollen in diesem Abschnitt Key-Update-Verfahren. Hier teilen zwei Parteien bereits ein gemeinsames Geheimnis und leiten daraus am Ende einer Schlüsselperiode einen neuen Schlüssel ab. Dies kann erreicht werden durch Ableitung neuer Sitzungsschlüssel aus einem dauerhaften Masterschlüssel oder auch durch eine Update-Transformation, die aus dem aktuellen Schlüssel und gegebenenfalls weiteren Daten einen neuen Schlüssel generiert.

Vorbemerkung: Asymmetrische versus symmetrische Schlüsseleinigungsverfahren

Mit asymmetrischen Schlüsseleinigungsverfahren sind Sicherheitseigenschaften erreichbar, die allein unter Verwendung symmetrischer Kryptographie nicht realisierbar sind. Zum Beispiel ha-

ben beide empfohlenen asymmetrischen Schlüsseleinigungsverfahren die Eigenschaft der (*Perfect*) *Forward Secrecy*. Dies bedeutet, dass ein Angreifer, der alle gegebenenfalls vorhandenen langfristigen Geheimnisse beider Kommunikationsteilnehmer kennt¹, dennoch nicht den während einer unkompromittierten Protokollausführung ausgehandelten Schlüssel ermitteln kann, falls er das dem verwendeten asymmetrischen Verfahren zugrundeliegende mathematische Problem (in den hier vorgestellten Verfahren das Diffie-Hellman-Problem) nicht effizient lösen kann. Im Vergleich kann in symmetrischen Schlüsseleinigungsverfahren höchstens erreicht werden, dass ein Angreifer, der alle Langzeitgeheimnisse beider Teilnehmer kennt, die Ergebnisse *vergänger* korrekt durchgeführter Schlüsseleinigungen nicht ermitteln kann.²

7.1. Symmetrische Verfahren

Schlüsseltransport Grundsätzlich können alle der in Kapitel 2 empfohlenen symmetrischen Verschlüsselungsverfahren zum Transport von Sitzungsschlüsseln verwendet werden. Es wird empfohlen, ein in Kapitel 2 empfohlenes Verschlüsselungsverfahren mit einem MAC aus Abschnitt 5.3 zu kombinieren (im Encrypt-then-MAC-Modus), um eine manipulationssichere Übertragung des Schlüsselmaterials zu erreichen.

Schlüsseleinigung Auch Schlüsseleinigungsverfahren lassen sich rein auf Basis symmetrischer Verfahren realisieren, wenn die Existenz eines gemeinsamen langfristigen Geheimnisses vorausgesetzt werden kann. Key Establishment Mechanism 5 aus [51] stellt ein geeignetes Verfahren dar. Falls eine implizite Schlüsselbestätigung durch Besitz gleicher Sitzungsschlüssel für die jeweils gegebene kryptographische Anwendung nicht ausreichend ist, wird empfohlen, dieses Protokoll noch um einen Schritt zur Schlüsselbestätigung zu erweitern. Als Key Derivation Function sollte der in Abschnitt B.1 empfohlene Mechanismus verwendet werden.

Key Update In manchen Situationen kann es nützlich sein, die in einem kryptographischen System genutzten Schlüssel bei allen Beteiligten synchron auszutauschen, ohne dass weitere Kommunikation stattfindet. In diesem Fall können Key-Update-Mechanismen zum Einsatz kommen. Wir gehen im Folgenden davon aus, dass der Masterschlüssel K_t eines Kryptosystems zum Zeitpunkt t über ein solches Verfahren ersetzt werden soll. Für allgemeine Anwendungen empfehlen wir das folgende Verfahren:

1. $K_{t+1} := \text{KDF}(s, \text{Label}, \text{Context}, L, K_t)$.
2. Hier ist KDF eine kryptographische Schlüsselableitungsfunktion nach [78]. s ist der dabei im Extraktionsschritt genutzte Salt-Wert. Label und Context gehen in dem in [78] vorgesehenen Schlüsselexpansionsschritt nach [81] ein. Dabei ist Label ein String, der die Funktion des abzuleitenden Schlüssels kenntlich macht und Context enthält Informationen zum weiteren Protokollkontext. L bezeichnet die Länge des abzuleitenden Schlüssels K_{t+1} und geht ebenfalls im Expansionsschritt ein.

Es ist unbedingt darauf zu achten, dass bei einer eventuellen Ableitung weiteren Schlüsselmaterials aus K_t andere Ableitungsparameter verwendet werden als bei der Ableitung von K_{t+1} nach dem beschriebenen Verfahren. Es wird empfohlen, dies durch Verwendung geeigneter Label-Werte zu erzwingen. Es wird weiter empfohlen, in Label oder Context mindestens auch die

¹Gemeint sind hier in erster Linie die langfristigen Geheimnisse, die zur Absicherung der Verbindung gegen Man-in-the-Middle-Attacken verwendet werden müssen.

²*Merkle Puzzles* sind hier insofern ausgenommen, als es sich dabei um ein Schlüsseleinigungsverfahren mit öffentlichen Schlüsseln unter ausschliesslicher Nutzung symmetrischer Primitive handelt [68]. Dieses Verfahren hat aber nur akademische Bedeutung.

Kryptoperiode t zu codieren. Als zusätzliche Maßnahme kann es sinnvoll sein, für jede Schlüsselableitung einen neuen Salt-Wert zu verwenden. Es wird empfohlen, K_t unmittelbar nach Berechnung von K_{t+1} ebenso wie alle Zwischenergebnisse der Berechnung sicher zu löschen. Für weitere Empfehlungen zur Implementierung dieser Verfahren wird auf [78, 81] verwiesen.

7.2. Asymmetrische Verfahren

Grundsätzlich können alle der in Kapitel 3 empfohlenen asymmetrischen Verschlüsselungsverfahren zum Transport neuer Sitzungsschlüssel verwendet werden.

Als asymmetrische Schlüsselaushandlungsverfahren werden empfohlen:

1. Diffie-Hellman, siehe [71],
2. EC Diffie-Hellman (ECKA-DH), siehe [27].

Tabelle 7.1.: Empfohlene asymmetrische Schlüsseleinigungsverfahren

Es sind festzulegen:

1. Ein Algorithmus zum Festlegen der Systemparameter.
2. Ein Algorithmus zur Schlüsseleinigung.

7.2.1. Diffie-Hellman

Die Sicherheit dieses Verfahrens beruht auf der vermuteten Schwierigkeit des Diffie-Hellman-Problems in Gruppen \mathbb{F}_p , p eine Primzahl.

Systemparameter

1. Wähle zufällig eine Primzahl p .
2. Wähle ein Element $g \in \mathbb{F}_p^*$ mit $\text{ord}(g)$ prim und $q := \text{ord}(g) \geq 2^{250}$.

Das Tripel (p, g, q) muss vorab **authentisch** zwischen den Kommunikationspartnern ausgetauscht werden. Prinzipiell können gleiche Systemparameter durch viele Nutzer verwendet werden. Zur Erzeugung geeigneter Systemparameter siehe Bemerkung 9.

Schlüsselvereinbarung

1. A wählt gleichverteilt einen Zufallswert $x \in \{1, \dots, q-1\}$ und sendet $Q_A := g^x$ an B.
2. B wählt gleichverteilt einen Zufallswert $y \in \{1, \dots, q-1\}$ und sendet $Q_B := g^y$ an A.
3. A berechnet $(g^y)^x = g^{xy}$.
4. B berechnet $(g^x)^y = g^{xy}$.

Auch die Schlüsselvereinbarung muss durch starke Authentisierung abgesichert werden, um Man-in-the-Middle-Angriffe zu verhindern. Das ausgehandelte Geheimnis ist dann g^{xy} . Ein Mechanismus für eine nachfolgende Schlüsselableitung aus dem gemeinsamen Geheimnis wird in Abschnitt B.1 empfohlen.

Schlüssellänge Die Länge von p sollte mindestens 2000 Bit betragen. Bei einem Einsatzzeitraum über das Jahr 2022 hinaus sollte sie mindestens 3000 Bit betragen. Fußnote a) zu Tabelle 3.1 und Bemerkungen 4 sowie 5 aus Kapitel 3 gelten entsprechend.

Bemerkungen zur Implementierung Bei der Implementierung des Diffie-Hellman-Protokolls ist eine Reihe von Implementierungsfehlern weit verbreitet. Auf einige dieser Implementierungsprobleme wird in [83] eingegangen. Es wird empfohlen, insbesondere Abschnitt 7 von [83] zu beachten.

7.2.2. EC Diffie-Hellman

Die Sicherheit dieses Verfahrens beruht auf der vermuteten Schwierigkeit des Diffie-Hellman-Problems in elliptischen Kurven.

Systemparameter Wähle kryptographisch starke EC-Systemparameter (p, a, b, P, q, i) , siehe Abschnitt B.3. Die damit definierte elliptische Kurve bezeichnen wir mit C , die durch P erzeugte zyklische Untergruppe wird in diesem Abschnitt mit \mathcal{G} bezeichnet.

Die Systemparameter müssen vorab **authentisch** zwischen den Kommunikationspartnern ausgetauscht werden.

Schlüsselvereinbarung

1. A wählt gleichverteilt einen Zufallswert $x \in \{1, \dots, q - 1\}$ und sendet $Q_A := x \cdot P$ an B.
2. B wählt gleichverteilt einen Zufallswert $y \in \{1, \dots, q - 1\}$ und sendet $Q_B := y \cdot P$ an A.
3. A berechnet $x \cdot Q_B = xy \cdot P$.
4. B berechnet $y \cdot Q_A = xy \cdot P$.

Auch die Schlüsselvereinbarung muss durch starke Authentisierung abgesichert werden. Das ausgehandelte Geheimnis ist dann $xy \cdot P$.

Ein Mechanismus für eine nachfolgende Schlüsselableitung aus dem gemeinsamen Geheimnis wird in Abschnitt B.1 empfohlen.

Soweit das möglich ist, wird empfohlen, auf beiden Seiten der Schlüsselvereinbarung zu testen, ob die Punkte Q_A und Q_B protokollgerecht gewählt worden sind und das Protokoll bei negativem Testergebnis abubrechen. Bei korrekter Ausführung des oben wiedergegebenen Protokolls sollten $Q_A \in \mathcal{G}$, $Q_B \in \mathcal{G}$, $Q_A \neq \mathcal{O}$ und $Q_B \neq \mathcal{O}$ gelten. Im Rahmen der Prüfung $Q_A, Q_B \in \mathcal{G}$ sollte explizit auch überprüft werden, ob $Q_A, Q_B \in C$.

Weitere Hinweise finden sich in Abschnitt 4.3.2.1 von [27].

Schlüssellänge Die Länge von q sollte mindestens 250 Bit betragen.

Bemerkungen zur Implementierung Bei der Implementierung des Diffie-Hellman-Schlüsseltausches ist eine Reihe von Implementierungsfehlern weit verbreitet. Auf einige dieser Implementierungsprobleme wird in [83] eingegangen. Es wird empfohlen, insbesondere Abschnitt 7 von [83] zu beachten. Auch die Hinweise in Abschnitt 4.3 von [27] und die AIS46 [4] sind zu berücksichtigen.

8. Secret Sharing

Häufig müssen kryptographische Schlüssel über einen langen Zeitraum gespeichert werden. Dies erfordert insbesondere, dass Kopien dieser Schlüssel angelegt werden müssen, um einen Verlust der Schlüssel zu verhindern. Je mehr Kopien allerdings generiert werden, um so größer ist die Wahrscheinlichkeit dafür, dass das zu schützende Geheimnis kompromittiert wird.

Wir geben deshalb in diesem Kapitel ein Verfahren an, welches erlaubt, ein Geheimnis, wie zum Beispiel einen kryptographischen Schlüssel K , so in n Teilgeheimnisse K_1, \dots, K_n aufzuteilen, dass beliebige $t \leq n$ dieser Teilgeheimnisse genügen, um das Geheimnis zu rekonstruieren, $t - 1$ Teilgeheimnisse aber keine Information über K liefern.

Eine weitere Anwendung dieses Verfahrens ist, ein Vieraugenprinzip oder allgemeiner ein t -aus- n -Augenprinzip zu gewährleisten, um zum Beispiel das Passwort für eine kryptographische Komponente so auf n verschiedene Anwender zu verteilen, dass mindestens t Anwender benötigt werden, um das Passwort zu rekonstruieren.

Das hier vorgestellte Secret-Sharing-Verfahren wurde von A. Shamir entwickelt, siehe [90]. Wir nehmen im Folgenden an, dass das zu verteilende Geheimnis ein Schlüssel K der Bitlänge r ist: $K = (k_0, \dots, k_{r-1}) \in \{0, 1\}^r$.

Zur Berechnung der verteilten Geheimnisse auf n Benutzer, so dass t Benutzer das Geheimnis K wieder rekonstruieren können, geht man wie folgt vor:

1. Wähle eine Primzahl $p \geq \max(2^r, n + 1)$ und setze $a_0 := \sum_{i=0}^{r-1} k_i \cdot 2^i$.
2. Wähle unabhängig voneinander $t - 1$ zufällige Werte $a_1, \dots, a_{t-1} \in \{0, 1, \dots, p - 1\}$. Die Werte a_0, a_1, \dots, a_{t-1} definieren dann ein zufälliges Polynom

$$f(x) = \sum_{j=0}^{t-1} a_j x^j$$

über \mathbb{F}_p , für das $f(0) = a_0 = \sum_{i=0}^{r-1} k_i \cdot 2^i$ gilt.

3. Berechne die Werte $K_i := f(i)$ für alle $i \in \{1, \dots, n\}$.

Tabelle 8.1.: Berechnung der Teilgeheimnisse im Shamir Secret-Sharing-Verfahren

Die Teilgeheimnisse K_i werden dann, zusammen mit i , dem i -ten Benutzer übergeben.

Bemerkung 27 Die Koeffizienten a_0, \dots, a_{t-1} eines unbekanntes Polynoms f vom Grad $t - 1$ können mit Hilfe der sogenannten *Lagrange-Interpolations-Formel* aus t Punkten $(x_i, f(x_i))$ wie folgt gefunden werden:

$$f(x) = \sum_{i=1}^t f(x_i) \prod_{1 \leq j \leq t, i \neq j} \frac{x - x_j}{x_i - x_j}.$$

Insbesondere lässt sich auf diese Weise $a_0 = f(0)$ (und damit K) aus t gegebenen Punkten berechnen. Dies ist die Grundlage für das obige Verfahren.

Um nun aus t Teilgeheimnissen K_{j_1}, \dots, K_{j_t} (mit paarweise verschiedenen j_i) das Geheimnis K zu rekonstruieren, berechnet man $a_0 = \sum_{i=0}^{r-1} k_i \cdot 2^i$ wie folgt (man beachte, dass in den Tabellen 8.1 und 8.2 jeweils in \mathbb{F}_p , d.h. modulo p gerechnet wird):

1. Berechne für alle $j \in \{j_1, \dots, j_t\}$ den Wert $c_j = \prod_{1 \leq l \leq t, j_l \neq j} \frac{j_l}{j_l - j}$.
2. Berechne $K = \sum_{l=1}^t c_{j_l} K_{j_l}$.

Tabelle 8.2.: Zusammensetzen der Teilgeheimnisse im Shamir Secret-Sharing-Verfahren

Bemerkung 28 Die Bedingung $p \geq \max(2^r, n + 1)$ garantiert, dass einerseits das Geheimnis als Element von \mathbb{F}_p dargestellt werden kann und andererseits mindestens n unabhängige Teilgeheimnisse erzeugt werden können. Das Verfahren erreicht informationstheoretische Sicherheit, es ist also auch einem Angreifer mit unbeschränkten Ressourcen nicht möglich, das verteilte Geheimnis zu rekonstruieren, ohne t Teilgeheimnisse oder einen aus der Kenntnis von t Teilgeheimnissen auf geeignete Weise abgeleiteten Wert in Erfahrung zu bringen.

Die Sicherheit des Schemas hängt daher über die angegebene Bedingung hinaus nicht von weiteren Sicherheitsparametern ab. Allerdings muss durch organisatorische und technische Maßnahmen sichergestellt werden, dass ein Angreifer nicht von t Teilgeheimnissen Kenntnis erlangen kann. Jegliche Kommunikation über die Teilgeheimnisse muss daher verschlüsselt und authentisiert stattfinden, soweit es einem Angreifer physikalisch möglich ist, diese Kommunikation aufzuzeichnen oder zu manipulieren.

Zudem ist die informationstheoretische Sicherheit nur gegeben, wenn die a_i für $i > 0$ echt zufällig und entsprechend der Gleichverteilung aus \mathbb{F}_p gewählt werden. Um mindestens eine komplexitätstheoretische Sicherheit zu garantieren, sollte daher zur Erzeugung der a_i ein physikalischer Zufallsgenerator der Funktionalitätsklasse PTG.2 oder PTG.3 genutzt werden oder ein deterministischer Zufallsgenerator der Funktionalitätsklasse DRG.3 oder DRG.4. Die Ausgabewerte dieses Zufallsgenerators müssen so nachbearbeitet werden, dass sie der Gleichverteilung auf \mathbb{F}_p entsprechen. Geeignete Verfahren hierzu werden in Abschnitt B.4 angegeben.

9. Zufallszahlengeneratoren

Eine große Zahl kryptographischer Anwendungen benötigen Zufallszahlen, etwa zur Erzeugung kryptographischer Langzeitschlüssel, Ephemeralschlüssel, Systemparameter oder zur Instanzenauthentisierung. Dies betrifft symmetrische und asymmetrische Verschlüsselungsverfahren ebenso wie Signatur- und Authentisierungsverfahren und Paddingverfahren.

Üblicherweise wird bei der Erzeugung von Zufallszahlen das Ziel verfolgt, Ausgabewerte gleichverteilt auf $\{0, 1\}^n$ zu erzeugen. Dies entspricht aber nicht immer der in einer Anwendung benötigten Verteilung. Für spezielle Anwendungen enthält Anhang B Algorithmen, mit denen man aus den Ausgabewerten eines Zufallszahlengenerators Zufallswerte mit gewünschten Eigenschaften (z.B. gleichverteilt auf $\{0, \dots, q - 1\}$) berechnen kann.

Für die meisten kryptographischen Anwendungen sind Unvorhersagbarkeit und Geheimhaltung der Zufallszahlen bzw. der aus ihnen abgeleiteten Werte unverzichtbar. Selbst wenn ein Angreifer lange Teilfolgen von Zufallszahlen kennt, soll ihn dies nicht in die Lage versetzen, Vorgänger oder Nachfolger zu bestimmen. Ungeeignete Zufallszahlengeneratoren können grundsätzlich starke kryptographische Mechanismen entscheidend schwächen. Daher müssen für kryptographische Anwendungen geeignete Zufallszahlengeneratoren eingesetzt werden.

Im deutschen Zertifizierungsschema sind die AIS 20 [2] (für deterministische Zufallszahlengeneratoren) und AIS 31 [3] (für physikalische Zufallszahlengeneratoren) verbindlich. Von zentraler Bedeutung ist die gemeinsame mathematisch-technische Anlage [62]. Referenz [62] löst die Vorgängerdokumente [89] und [61] ab.

Die mathematisch-technische Anlage [62] definiert Funktionalitätsklassen für physikalische Zufallszahlengeneratoren (PTG.1 – PTG.3), für deterministische Zufallszahlengeneratoren (DRG.1 – DRG.4) und für nicht-physikalische nicht-deterministische Zufallszahlengeneratoren (NTG.1). Die alten Funktionalitätsklassen K2, K3, K4, P1 und P2 aus [89] und [61] wurden (unter neuem Namen) im Wesentlichen (mit partiell höheren Anforderungen) beibehalten, und es sind neue Funktionalitätsklassen hinzugekommen: hybride deterministische Zufallszahlengeneratoren (Funktionalitätsklasse DRG.4), hybride physikalische Zufallszahlengeneratoren (Funktionalitätsklasse PTG.3) und nicht-physikalische nicht-deterministische Zufallszahlengeneratoren (Funktionalitätsklasse NTG.1). Darüber hinaus erläutert [62] den mathematischen Hintergrund und illustriert die Konzepte an zahlreichen Beispielen.

Folgend werden in Stichpunkten die in den einzelnen Abschnitten dieses Kapitels enthaltenen Empfehlungen zum Einsatz von Zufallsgeneratoren in allgemeinen kryptographischen Anwendungen zusammengefasst:

- Bei Einsatz eines physikalischen Zufallsgenerators wird grundsätzlich empfohlen, einen PTG.3-Generator einzusetzen. Dies gilt besonders für die Erzeugung von Ephemeralschlüsseln bei der Erzeugung digitaler Signaturen und bei Diffie-Hellman-basierter Schlüsselaushandlung. In Kontexten, in denen für die Zufallszahlenerzeugung der Einsatz einer zertifizierten Kryptokomponente erforderlich ist, gilt diese Empfehlung natürlich nur bei Verfügbarkeit entsprechend zertifizierter Komponenten. In anderen Kontexten kann ein PTG.3-Generator in der Regel durch eine zu den Anforderungen der Funktionalitätsklasse PTG.3 kompatible, in Software implementierte kryptographische Nachbearbeitung der Ausgabe eines PTG.2-Generators konstruiert werden.
- Für bestimmte kryptographische Anwendungen können auch PTG.2-Generatoren verwendet werden. Dies ist dann der Fall, wenn der Vorteil, der für einen Angreifer aus der

Existenz geringfügiger Schiefen oder Abhängigkeiten in der Verteilung der erzeugten Zufallswerte entsteht, nachweislich gering ist, zum Beispiel bei der Erzeugung symmetrischer Sitzungsschlüssel.

- Grundsätzlich haben PTG.3-Generatoren und DRG.4-Generatoren verglichen mit PTG.2-Generatoren und DRG.3-Generatoren den Vorteil einer verbesserten Resistenz gegen Seitenkanalattacken und Fault-Angriffe. Im Fall eines PTG.3-Generators zum Beispiel bedeutet der dauernde Zufluss großer Mengen an Entropie in den inneren Zustand, dass mögliche Seitenkanalangriffe gegen die kryptographische Nachbearbeitung deutlich erschwert werden, da ein Angreifer Informationen über den inneren Zustand zu zwei aufeinanderfolgenden Zeitpunkten t und $t + 1$ nur sehr erschwert zusammenführen kann.
- Bei Einsatz eines deterministischen Zufallsgenerators wird empfohlen, einen DRG.3-Generator oder einen DRG.4-Generator einzusetzen. Es wird empfohlen, den Seed aus einer physikalischen Zufallsquelle der Klasse PTG.2 oder PTG.3 zu generieren. Ist keine solche Zufallsquelle vorhanden, dann kann unter Umständen auch die Verwendung eines nicht-physikalischen, nicht-deterministischen Zufallsgenerators in Erwägung gezogen werden, Details siehe Abschnitt 9.3 und Abschnitt 9.5.
- Diese Anforderungen an die Min-Entropie des Seeds eines deterministischen Zufallsgenerators erhöhen sich natürlich entsprechend, falls für ein kryptographisches System insgesamt ein Sicherheitsniveau von mehr als 100 Bit angestrebt wird. Im allgemeinen Fall wird für eine Systemsicherheit von n Bit eine Min-Entropie des RNG-Seeds von n Bit verlangt.
- Von der Verwendung von PTG.2-Generatoren oder DRG.3-Generatoren in sicherheitskritischen Funktionen (z.B. Schlüsselgenerierung, Erzeugung von Noncen in DSA-ähnlichen Verfahren) wird abgeraten, wenn der geplante aktive Einsatzzeitraum über das Jahr 2020 hinausreicht. Der aktive Einsatzzeitraum eines Zufallsgenerators bezeichnet hierbei den Zeitraum, über den hinweg der Zufallsgenerator tatsächlich zur Erzeugung sicherheitskritischer Geheimnisse eingesetzt wird. Der Grund hierfür besteht in der tendenziell größeren Anfälligkeit solcher Zufallsgeneratoren gegenüber Seitenkanalattacken, Fault-Attacken, und im Fall von PTG.2-Generatoren auch der Ausnutzung statistischer Schiefen in der Ausgabe des Zufallsgenerators.
- In Anwendungen, in denen es plausibel ist, dass ein Angreifer, der geringfügige Schiefen in der Verteilung der erzeugten Zufallszahlen nutzen könnte, daraus auch nachträglich einen Vorteil ziehen kann, sollten PTG.2-Zufallsgeneratoren wo möglich durch Zufallsgeneratoren der Funktionalitätsklassen PTG.3 oder DRG.4 ersetzt werden, falls aktuell erzeugte Zufallswerte voraussichtlich nach 2020 noch Ziel von Angriffen sein können. In diesen Fällen ist also auch der passive Einsatzzeitraum eines Zufallsgenerators für aktuelle Planungen relevant.
- Sowohl für physikalische als auch für deterministische Zufallsgeneratoren sollte im jeweiligen Anwendungskontext eine Widerstandsfähigkeit gegen hohes Angriffspotential gezeigt werden.

9.1. Physikalische Zufallszahlengeneratoren

Physikalische Zufallszahlengeneratoren nutzen dedizierte Hardware (üblicherweise eine elektronische Schaltung) oder physikalische Experimente, um hieraus 'echten' Zufall, d.h. unvorhersagbare Zufallszahlen, zu erzeugen. In der Regel wird hierbei unvorhersehbares Verhalten einfacher

elektrischer Schaltungen genutzt, wie es durch verschiedene Formen von Rauschen in den Schaltungen ausgelöst werden kann. Letztlich beruht die Entropie des Signals üblicherweise physikalisch auf Quanteneffekten oder auf der Verstärkung nicht kontrollierbarer oder separat messbarer Einflüsse aus der Umgebung in einem chaotischen System. Ein Angreifer sollte auch bei Kenntnis von Zufallszahlenteilfolgen und genauer Kenntnis des Zufallszahlengenerators einschließlich der physikalischen Umgebungsbedingungen zum Zeitpunkt der Zufallszahlenerzeugung in Bezug auf Vorgänger und Nachfolger nur einen vernachlässigbaren (im Idealfall gar keinen) Vorteil gegenüber blindem Raten der Zufallszahlen besitzen.

Häufig ist eine deterministische Nachbearbeitung der 'Rauschrohdaten' (üblicherweise digitalisierte Rauschsignale) notwendig, um etwaig vorhandene Schiefen oder Abhängigkeiten zu beseitigen.

Wird ein physikalischer Zufallsgenerator eingesetzt, wird grundsätzlich empfohlen, einen PTG.3-Generator im Sinne der AIS 31 einzusetzen (vgl. [62], Kap. 4). Dies trifft insbesondere auf Anwendungen zu, bei denen ein Angreifer zumindest prinzipiell Informationen über verschiedene Zufallszahlen zusammenführen kann. Für bestimmte Anwendungen genügt auch ein Zufallsgenerator der Klasse PTG.2; dies ist im Allgemeinen dann der Fall, wenn der durch geringfügige Abweichungen von Gleichverteilungs- und Unabhängigkeitsannahmen an die Ausgaben des Zufallsgenerators mögliche Schaden mit einiger Zuverlässigkeit als in der gegebenen Anwendung vernachlässigbar eingeschätzt werden kann. Ein Beispiel für eine solche Situation stellt die Erzeugung symmetrischer Schlüssel für eine Blockchiffre dar. Sofern eine Implementierung des Zufallsgenerators in einer zertifizierten Kryptokomponente erforderlich ist, gilt die Empfehlung einer Verwendung eines PTG.3-Generators natürlich nur, soweit geeignete zertifizierte Komponenten existieren.

Es ist möglich, einen PTG.3-Generator aus einem PTG.2-Generator zu konstruieren, indem die Ausgabe des PTG.2-Generators auf geeignete Weise kryptographisch nachbearbeitet wird. Diese Nachbearbeitung kann in der Regel in Software implementiert werden. Die genauen Anforderungen an die Nachbearbeitung finden sich in [62]. Grob gesagt, muss die Nachbearbeitung einen DRG.3-kompatiblen deterministischen Zufallsgenerator implementieren und es muss dem internen Zustand des Zufallsgenerators jederzeit mindestens soviel neue Entropie durch einen Zufallsgenerator der Klasse PTG.2 zugeführt werden, wie durch die kryptographische Anwendung verlangt wird.

Zufallszahlen aus PTG.2-konformen Zufallszahlengeneratoren besitzen hohe Entropie, können aber gewisse Schiefen und / oder Abhängigkeiten aufweisen. Ob in einer bestimmten Anwendung ein PTG.2-Generator ausreicht, sollte mit einem Experten geklärt werden.

Vereinfacht gesagt, müssen PTG.2- bzw. PTG.3-konforme Zufallszahlengeneratoren folgende Eigenschaften erfüllen:

1. Die statistischen Eigenschaften der Zufallszahlen lassen sich hinreichend gut durch ein stochastisches Modell beschreiben. Auf der Basis dieses stochastischen Modells kann man die Entropie der Zufallszahlen zuverlässig abschätzen.
2. Der durchschnittliche Entropiezuwachs pro Zufallsbit liegt oberhalb einer gegebenen Mindestschranke (nahe bei 1).
3. Die digitalisierten Rauschsignale werden im laufenden Betrieb statistischen Tests unterzogen, die geeignet sind, nicht akzeptable statistische Defekte oder Verschlechterungen der statistischen Eigenschaften in angemessener Zeit zu erkennen.
4. Ein Totalausfall der Rauschquelle wird de facto sofort erkannt. Es dürfen keine Zufallszahlen ausgegeben werden, die nach einem Totalausfall der Rauschquelle erzeugt wurden.
5. Wird ein Totalausfall der Rauschquelle oder nicht akzeptable statistische Defekte der Zufallszahlen entdeckt, führt dies zu einem Rauschalarm. Auf einen Rauschalarm folgt eine

definierte, geeignete Reaktion (z.B. Stilllegen der Rauschquelle).

6. (nur PTG.3-konforme Zufallszahlengeneratoren) Eine (ggf. zusätzliche) starke kryptographische Nachbearbeitung sorgt dafür, dass selbst bei einem unbemerkten Totalausfall der Rauschquelle noch das Sicherheitsniveau eines DRG.3-konformen deterministischen Zufallszahlengenerators vorliegt.

Hybride Zufallszahlengeneratoren vereinen Sicherheitseigenschaften von deterministischen und physikalischen Zufallszahlengeneratoren. Hybride physikalische Zufallszahlengeneratoren der Funktionalitätsklasse PTG.3 besitzen neben einer starken Rauschquelle eine starke kryptographische Nachbearbeitung mit Gedächtnis. Eine typische Realisierung besteht darin, dass Zufallszahlen eines PTG.2-konformen Zufallszahlengenerators in geeigneter Weise kryptographisch nachbearbeitet werden.

Entwicklung und sicherheitskritische Bewertung von physikalischen Zufallszahlengeneratoren setzen eine umfassende Erfahrung auf diesem Gebiet voraus. **Es wird empfohlen, sich bei Bedarf in diesem Zusammenhang frühzeitig an Experten auf diesem Gebiet zu wenden.**

9.2. Deterministische Zufallszahlengeneratoren

Deterministische bzw. Pseudozufallszahlengeneratoren können aus einem Zufallswert fester Länge, dem sogenannten *Seed*, eine pseudozufällige Bitfolge praktisch beliebiger Länge berechnen. Dazu wird der innere Zustand des Pseudozufallszahlengenerators zunächst mit dem Seed initialisiert. In die Berechnung können auch öffentlich bekannte Parameter eingehen. In jedem Schritt wird der innere Zustand dann erneuert, und es wird eine Zufallszahl (normalerweise eine Bitfolge fester Länge) aus dem inneren Zustand abgeleitet und ausgegeben. Hybride deterministische Zufallszahlengeneratoren erneuern den inneren Zustand von Zeit zu Zeit mit 'echten' Zufallswerten (reseed / seed update). Dabei können unterschiedliche Aufrufschemas zum Einsatz kommen (zum Beispiel regelmäßig oder auf Anfrage der Applikation).

Der innere Zustand eines deterministischen Zufallszahlengenerators muss zuverlässig gegen Auslesen und Manipulation geschützt werden.

Wird ein deterministischer Zufallsgenerator verwendet, dann wird empfohlen, einen DRG.3- oder DRG.4-konformen Zufallsgenerator gegen das Angriffspotential HOCH im Sinne der AIS 20 einzusetzen (vgl. [62]). Vereinfacht gesagt, bedeutet dies unter anderem:

1. Es ist einem Angreifer nicht praktisch möglich, zu einer bekannten Zufallszahlenfolge Vorgänger oder Nachfolger zu berechnen oder mit signifikant höherer Wahrscheinlichkeit zu erraten, als dies ohne Kenntnis dieser Teilfolge möglich wäre.
2. Es ist einem Angreifer nicht praktisch möglich, aus Kenntnis eines inneren Zustandes zuvor ausgegebene Zufallszahlen zu berechnen oder mit signifikant höherer Wahrscheinlichkeit zu erraten, als dies ohne Kenntnis des inneren Zustands möglich wäre.
3. (nur DRG.4-konforme Zufallszahlengeneratoren) Selbst wenn ein Angreifer den aktuellen inneren Zustand kennt, ist ihm nicht praktisch möglich, Zufallszahlen, die nach dem nächsten reseed / seed update erzeugt werden, zu berechnen oder mit signifikant höherer Wahrscheinlichkeit zu erraten, als dies ohne Kenntnis des inneren Zustands möglich wäre.¹ Auch im Hinblick auf Implementierungsangriffe weisen DRG.4-Generatoren gewisse Vorteile auf gegenüber DRG.3-konformen Zufallsgeneratoren.

¹Unter einer signifikant höheren Wahrscheinlichkeit wird hier eine Wahrscheinlichkeit verstanden, die mindestens über der Wahrscheinlichkeit liegt, die für das seed update erzeugten echten Zufallswerte zu erraten. Für jedes seed update müssen mindestens 100 Bit Min-Entropie erzeugt werden.

9.3. Nicht-physikalische nicht-deterministische Zufallszahlengeneratoren

Für viele kryptographische Anwendungen, etwa im E-Business oder E-Government, steht weder ein physikalischer noch ein deterministischer Zufallszahlengenerator zur Verfügung, da sie im Allgemeinen auf Computern ohne zertifizierte kryptographische Hardware ausgeführt werden. Stattdessen werden in aller Regel nicht-physikalische nicht-deterministische Zufallszahlengeneratoren (NPTRNG) verwendet.

Wie physikalische Zufallszahlengeneratoren erzeugen auch nicht-physikalische nicht-deterministische Zufallszahlengeneratoren 'echt zufällige' Zufallszahlen. Allerdings nutzen sie hierfür keine dedizierte Hardware, sondern Systemressourcen (Systemzeit, RAM-Inhalte usw.) und / oder Nutzerinteraktion (Tastatureingaben, Mausbewegung usw.). Nicht-physikalische nicht-deterministische Zufallszahlengeneratoren werden üblicherweise auf Computern eingesetzt, die nicht speziell für kryptographische Anwendungen entwickelt wurden, zum Beispiel allen verbreiteten Typen von PCs, Laptops oder Smartphones. Wie physikalische Zufallszahlengeneratoren setzen sie auf Sicherheit im informationstheoretischen Sinn durch hinreichend viel Entropie.

Ein typisches Vorgehen ist das Folgende: Es werden lange Bitstrings von 'zufälligen Daten' (oder genauer: von nicht-deterministischen Daten) erzeugt, wobei die Entropie pro Bit normalerweise eher gering ist. Dieser Bitstring wird mit einem inneren Zustand vermischt. Aus dem inneren Zustand werden Zufallszahlen errechnet und dann ausgegeben. Der bekannteste Vertreter der nicht-physikalischen nicht-deterministischen Zufallszahlengeneratoren ist der Linux-RNG (Geräte-datei `/dev/random`).

In der mathematisch-technischen Anlage [62] wird eine Funktionalitätsklasse für solche Zufallszahlengeneratoren (NTG.1) definiert. Für NTG.1-Zufallszahlengeneratoren wird grob gesagt verlangt, dass die Menge der gesammelten Entropie im laufenden Betrieb zuverlässig geschätzt wird und dass die Ausgabedaten eine Shannon-Entropie von > 0.997 Bit pro Ausgabe-bit aufweisen.

Vereinfacht gesagt, bedeutet dies unter anderem:

1. Die Entropie des inneren Zustands wird geschätzt. Wird eine Zufallszahl ausgegeben, wird der Entropiezähler entsprechend reduziert.
2. Zufallszahlen dürfen nur ausgegeben werden, wenn der Wert des Entropiezählers groß genug ist.
3. Es ist einem Angreifer nicht praktisch möglich, aus Kenntnis des inneren Zustandes und der zuvor für Seed-updates verwendete Zufalls-Bitstrings frühere Zufallszahlen zu berechnen oder mit signifikant höherer Wahrscheinlichkeit zu erraten, als dies ohne Kenntnis des inneren Zustands und der Bitstrings möglich wäre.

Es ist für NPTRNG von entscheidender Bedeutung, dass die durch den Zufallsgenerator verwendeten Entropiequellen nicht durch einen Angreifer im Sinne einer Entropiereduktion manipuliert werden können oder vorhersagbar werden, wenn der Angreifer über präzise Informationen zur Ausführungsumgebung verfügt. Diese Voraussetzung ist auch bei Verwendung eines an sich guten NPTRNG nicht selbstverständlich. Ein Beispiel für eine in dieser Hinsicht kritische Situation stellt die Verwendung von Virtualisierungslösungen dar [87]. In diesem Fall kann der Output eines NPTRNG im Extremfall vollständig vorhersagbar werden, wenn das System zweimal aus dem gleichen Systemabbild heraus gestartet wird und alle Entropiequellen des virtuellen Systems vom Wirtsrechner kontrolliert werden.

Bei der geplanten Verwendung eines NPTRNG als alleiniger oder als wesentlichster Zufallsquelle für ein System, das für die Verarbeitung sensibler Daten bestimmt ist, sollte unbedingt ein Experte hinzugezogen werden.

9.4. Verschiedene Aspekte

Hybride Zufallszahlengeneratoren vereinen Sicherheitseigenschaften von deterministischen und physikalischen Zufallszahlengeneratoren. Die Sicherheit eines hybriden deterministischen Zufallszahlengenerators der Klasse DRG.4 beruht in erster Linie auf der Komplexität des deterministischen Anteils, welcher der Klasse DRG.3 angehört. Während der Nutzung des Zufallszahlengenerators wird zudem immer wieder neuer Zufall hinzugefügt. Dies kann (z.B.) in regelmäßigen Abständen oder auf die Anforderung einer Applikation hin erfolgen.

Hybride physikalische Zufallszahlengeneratoren der Klasse PTG.3 besitzen neben einer starken Rauschquelle eine starke kryptographische Nachbearbeitung mit Gedächtnis. Im Vergleich zu PTG.2-konformen Zufallszahlengeneratoren bietet die Funktionalitätsklasse PTG.3 zudem den Vorteil, dass die Zufallszahlen weder Schiefen noch ausnutzbare Abhängigkeiten aufweisen. Insbesondere für Anwendungen, bei denen ein potentieller Angreifer zumindest prinzipiell Informationen über viele Zufallszahlen kombinieren kann (z.B. Ephemeralschlüssel), sollte ein physikalischer Zufallszahlengenerator der Funktionalitätsklasse PTG.3 angehören.

Die Ableitung von Signaturschlüsseln, Ephemeralschlüsseln und Primzahlen (für RSA) o.ä. aus den erzeugten Zufallszahlen soll mit geeigneten Algorithmen erfolgen (zu elliptischen Kurven vgl. [4], Abschnitte 5.2 und 5.5.1). Vereinfacht gesagt, sollte einem potentiellen Angreifer so wenig Information über die abgeleiteten (geheim zu haltenden) Werte zur Verfügung stehen wie möglich. Im Idealfall treten alle Werte innerhalb des jeweilig zulässigen Wertebereichs mit derselben Wahrscheinlichkeit auf, und verschiedene Zufallszahlen sollten zumindest keine praktisch ausnutzbaren Zusammenhänge aufweisen. Ebenso wie die Signaturalgorithmen kann auch die Erzeugung geheim zu haltender Signaturschlüssel, Ephemeralschlüssel und Primzahlen Ziel von Seitenkanalangriffen werden ([47, 4] etc.). Dieser Aspekt wird [62] explizit angesprochen.

Die für sicherheitskritische Anwendungen relevanten Funktionalitätsklassen aus [89] und [61] wurden in [62] unter neuem Namen und partiell gestiegenen Anforderungen im Wesentlichen beibehalten (P2 → PTG.2, K3 → DRG.2, K4 → DRG.3). Außerdem sind neue Funktionalitätsklassen hinzugekommen, deren Verwendung in solchen Kontexten in Frage kommt (PTG.3, DRG.4, NTG.1).

9.5. Seedgenerierung für deterministische Zufallszahlengeneratoren

Für die Initialisierung eines deterministischen Zufallszahlengenerators wird ein Seed mit hinreichend hoher Entropie benötigt. Der Seed sollte mit einem physikalischen Zufallszahlengenerator der Funktionalitätsklassen PTG.2 oder PTG.3 erzeugt werden. Auf PCs steht normalerweise kein physikalischer Zufallszahlengenerator zur Verfügung oder dieser Zufallsgenerator wurde zumindest nicht einer gründlichen herstellerunabhängigen Zertifizierung unterzogen. Hier bietet sich die Verwendung eines nicht-physikalischen nicht-deterministischen Zufallszahlengenerators an.

Hierfür geeignet sind NTG.1-konforme Zufallszahlengeneratoren (hohes Angriffspotential). Zurzeit gibt es noch keine NTG.1-zertifizierte Zufallszahlengeneratoren. Daher geben wir unten für die zwei wichtigsten PC-Betriebssysteme geeignete Verfahren zur Seedgenerierung an.

Der Einsatz der in den beiden folgenden Unterabschnitten empfohlenen Verfahren zur Seedgenerierung kann aber nur dann als sicher eingestuft werden, wenn der Rechner unter vollständiger Kontrolle der Benutzerin bzw. des Benutzers steht und keine Drittkomponenten direkten Zugriff auf den gesamten inneren Zustand des Rechners haben, wie es zum Beispiel der Fall sein kann, wenn das gesamte Betriebssystem in einer virtuellen Umgebung abläuft. Dies schließt also die Existenz von z.B. Viren oder Trojanern auf diesem Rechner aus. Benutzerinnen und Benutzer sollten

über diese Risiken aufgeklärt werden.

9.5.1. GNU/Linux

Folgendes Verfahren wird zur Seedgenerierung unter dem Betriebssystem GNU/Linux empfohlen.

Auslesen von Daten aus der Gerätedatei <code>/dev/random</code>

Tabelle 9.1.: Empfohlenes Verfahren zur Seedgenerierung unter GNU/Linux

Bemerkung 29 Der durch die Gerätedatei `/dev/random` gelieferte Zufall wurde bisher nur in bestimmten Kernelversionen vom BSI untersucht und bei einer Anwendung in PC-ähnlichen Systemen als geeignet bewertet. Der Linux-RNG wird dabei durch die vorliegende Technische Richtlinie dann als für allgemeine kryptographische Anwendungen geeignet eingeschätzt, wenn die Anforderungen der Funktionalitätsklasse NTG.1 nach [62] erfüllt sind. Zufallsgeneratoren dieser Funktionalitätsklasse müssen blockieren, wenn sie nicht genügend Entropie erhalten, um die jeweils angeforderte Menge von Zufallsbits zu erzeugen (siehe Kriterium NTG 1.6 aus [62]). Kryptographisch begründet sich diese Anforderung dadurch, dass bei der Erzeugung eines Seeds für einen Pseudozufallsgenerator eine Garantie für die in diesem Seed enthaltene Entropie benötigt wird. Da andererseits zur Seedgenerierung nicht viel Zufall erzeugt werden muss, sollte diese Anforderung in der Regel zudem unproblematisch sein. Allerdings erfüllt `/dev/random` nicht für alle Versionen des Linux-Kernels gleichermaßen die NTG.1-Kriterien. Für nähere Informationen zur kryptographischen Einschätzung von `/dev/random` in verschiedenen Versionen des Linux-Kernels verweisen wir daher auf [98].

Bemerkung 30 Prinzipiell sollte das empfohlene Verfahren auch für Linux-Systeme funktionieren, die über eine relativ geringe Zahl von Entropiequellen verfügen, zum Beispiel eingebettete Systeme. Da `/dev/random` blockiert, wenn der interne Entropiepool ausgeschöpft ist, ist es in diesem Fall allerdings möglich, dass die Zufallszahlenerzeugung sehr langsam wird. Wenn es so wenig Entropiequellen gibt, dass die Erzeugung etwa eines 128-Bit-Seed für einen deterministischen Zufallsgenerator auf diesem Wege schwierig wird, dann ist allerdings davon auszugehen, dass die Nutzung nicht blockierender Mechanismen aus Sicherheitssicht hochgradig problematisch wäre.

Bemerkung 31 Die Nutzung von `/dev/urandom` kann in manchen Kontexten aus Sicherheits-sicht problematisch sein [48]. Unabhängig hiervon erfüllt `/dev/urandom` nicht die Eigenschaften der Funktionalitätsklasse NTG.1 nach [62]. Praktisch hat dies die Konsequenz, dass es unklar ist, wieviel Entropie tatsächlich in einem mittels `/dev/urandom` erzeugten kryptographischen Schlüssel enthalten ist. Damit ist auch das Sicherheitsniveau einer mit diesem Schlüsselmaterial arbeitenden Applikation nicht letztlich nachvollziehbar. Aus diesem Grund wird empfohlen, aus `/dev/random` nur einen Seed-Wert einer geeigneten Bitlänge zu beziehen, und kryptographisches Schlüsselmaterial durch einen starken deterministischen Zufallsgenerator zu erzeugen, der mit diesem Wert initialisiert wurde. Der deterministische Zufallsgenerator sollte hierbei idealerweise regelmäßig aus `/dev/random` neue Entropie erhalten.

Bemerkung 32 Prinzipiell kann `/dev/random` natürlich nicht nur zum Seeding eines Pseudozufallsgenerators verwendet werden, sondern auch zur direkten Erzeugung kryptographischer Schlüssel.

9.5.2. Windows

Im Gegensatz zum System GNU/Linux gibt es für die Betriebssysteme der Windows-Familie derzeit keine vom BSI untersuchte Funktion, die hinreichend große Entropie gewährleistet. Zur Erzeugung sicherer Seeds sollten daher mehrere Entropiequellen in geeigneter Weise kombiniert werden. Beispielhaft wäre in Windows 10 zur Erzeugung eines Seedwertes von 128 Bit Entropie etwa die folgende Methode denkbar:

1. Einlesen von 128 Bit Zufallsdaten in einen 128-Bit-Puffer S_1 aus der Windows-API-Funktion *CryptGenRandom*.
2. Beziehen eines Bitstrings S_2 mit mindestens 100 Bit Entropie aus einer *anderen Quelle*. Hierbei kommen etwa in Frage:
 - Auswertung der Zeitabstände zwischen aufeinanderfolgenden Tastendrücken des Benutzers: Wenn diese mit einer Genauigkeit von einer Millisekunde erfasst werden können (was zu überprüfen ist!), dann können hierbei konservativ etwa drei Bit an Entropie pro Tastenanschlag angesetzt werden. Hierbei ist im Hinblick auf eine Einschätzung der zeitlichen Auflösung der gemessenen Zeitabstände die gesamte Verarbeitungskette auf die gesammelte Entropie limitierende Faktoren zu untersuchen. Zum Beispiel ist es denkbar, dass die Genauigkeit der internen Uhr eine Auflösungsgrenze angibt, die Abtastfrequenz der Tastatur eine andere, und der Zeitabstand, innerhalb dessen der genutzte Systemtimer aktualisiert wird, wieder eine andere. Es wird empfohlen, hierbei auch in praktischen Tests die Verteilung der Tastaturanschlagszeiten zu messen und auf Auffälligkeiten zu untersuchen. Die Sequenz der zeitlichen Abstände einer hinreichend großen Anzahl von Tastaturereignissen kann dann in einen Binärstring B codiert werden. Man setzt dann $S_2 := \text{SHA256}(B)$ und löscht die aufgenommenen Daten zu den Tastaturanschlagszeiten (und andere Daten, die in dem Prozess erhoben wurden) durch Überschreiben mit Nullen aus dem Arbeitsspeicher.
 - Durch den Benutzer ausgelöste Ereignisse: Die Zeitpunkte T_1, T_2, T_3, T_4, T_5 von fünf durch den Benutzer ausgelösten Ereignissen werden über die Windows-API mittels der Funktionen *QueryPerformanceCounter()* oder *GetSystemTimePreciseAsFileTime()* aufgenommen. Diese haben in der Regel eine Genauigkeit in der Größenordnung einer Mikrosekunde. Man kann dann unter Voraussetzungen, die im Folgenden beschrieben werden und im Einzelfall auf ihre Plausibilität hin geprüft werden müssen, annehmen, dass der Bitstring $T := T_1||T_2||T_3||T_4||T_5$ aus Angreifersicht etwa 100 Bit Entropie enthält. Die eben erwähnten Voraussetzungen hierfür sind:
 - a) Jedes T_i darf selbst dann nicht genauer als auf eine Sekunde geschätzt werden können, wenn für alle $j \neq i$ dem Angreifer T_j bekannt ist.
 - b) In dieser Situation darf der Wert von T_i nicht durch andere Erwägungen (z.B. zur Polling-Frequenz der Tastatur) auf weniger als 2^{20} Möglichkeiten beschränkt werden können, wenn irgendein Intervall von einer Sekunde Länge angegeben wird, das T_i enthält.

Man setzt wie im letzten Beispiel $S_2 := \text{SHA256}(T)$ und löscht T aus dem Arbeitsspeicher.

Es ist in diesem Beispiel nicht immer ganz einfach, die Voraussetzungen an die Unabhängigkeit und Unvorhersagbarkeit der durch den Benutzer ausgelösten Ereignisse zu erfüllen. Das Problem hierbei ist, dass der Zeitpunkt, zu dem die Software vom Benutzer die Auslösung eines Ereignisses anfordert, möglicherweise eng vorhersagbar ist, wenn ein früherer Zeitpunkt bekannt ist. Der Zeitraum, der zwischen der Aufforderung zu einer Eingabe und der Benutzereingabe selbst vergeht, könnte auch enger

als im Sekundenbereich vorhersagbar sein. Die Plausibilität solcher Entropieeinschätzungen sollte im Einzelfall untersucht werden.

- Auf ähnliche Weise können auch Mausbewegungen des Benutzers zur Gewinnung von Entropie genutzt werden. Die in Mausbewegungen enthaltene Entropie ist nicht leicht genau zu bestimmen, aber es erscheint sehr implausibel, dass die Kette von Zeigerpositionen, die zum Beispiel 60 Sekunden willkürlicher Mausbewegungen entspricht, sich verlustlos auf einen Datensatz von unter 100 Bit Größe komprimieren läßt. Man definiert dann S_2 wieder durch einen SHA-2-Hash über die Mausereignisse.
3. In allen diesen Fällen kann dann ein Seed-Wert S für einen geeigneten Pseudozufallsgenerator abgeleitet werden, indem $S := \text{SHA256}(S_1||S_2)$ gesetzt wird.

Bemerkung 33 Dem BSI liegen keine Erkenntnisse vor, die anzeigen, dass in dem obigen Beispiel ein 128-Bit-Wert bezogen aus *CryptGenRandom()* nicht bereits näherungsweise 128 Bit Entropie enthält. Aus diesem Grund ist es akzeptabel, aus einer zusätzlichen Quelle nur 100 Bit Entropie zu beziehen, wenn insgesamt 128 Bit Entropie für den Seedwert eines Pseudozufallsgenerators angestrebt werden. Allerdings ist *CryptGenRandom()* nicht so intensiv durch vom Hersteller unabhängige Parteien untersucht worden, wie es zum Beispiel für den Zufallsgenerator des Linux-Kernels der Fall ist. Als grundsätzliche Vorsichtsmaßnahme ist daher die Kombination von Zufall aus *CryptGenRandom()* mit der Ausgabe einer anderen Entropiequelle empfehlenswert.

Anhang A.

Anwendung kryptographischer Verfahren

Die in den vorangegangenen Kapiteln erläuterten Verfahren müssen häufig miteinander kombiniert werden, um den Schutz sensibler Daten zu gewährleisten. Insbesondere sollten zu übertragende sensitive Daten nicht nur verschlüsselt, sondern zusätzlich authentisiert werden, damit eine etwaige Veränderung vom Empfänger erkannt wird.

Weiter muss eine Schlüsseleinigung immer mit einer Instanzauthentisierung und einer Authentisierung aller während der Schlüsseleinigung übertragenen Nachrichten einher gehen, damit sich beide Parteien sicher sind, mit wem sie kommunizieren. Andernfalls kann durch eine sogenannte Man-in-the-Middle-Attacke die Kommunikation kompromittiert werden. Je nach Anwendung können neben der Man-in-the-Middle-Attacke auch andere Arten von Angriffen auf die Authentizität der Nachrichtenübermittlung die Sicherheit eines informationsverarbeitenden Systems ohne Instanzauthentisierung oder ohne Datenauthentisierung gefährden (z.B. Replay-Attacken).

Sowohl für Verschlüsselung mit Datenauthentisierung als auch zur authentisierten Schlüsselvereinbarung geben wir in diesem Kapitel geeignete Verfahren an.

A.1. Verschlüsselungsverfahren mit Datenauthentisierung (Secure Messaging)

Grundsätzlich können bei der Kombination von Verschlüsselung und Datenauthentisierung alle in Kapitel 2 bzw. Abschnitt 5.3 empfohlenen Verfahren eingesetzt werden.

Allerdings müssen die folgenden beiden Nebenbedingungen eingehalten werden:

1. Authentisiert werden ausschließlich die verschlüsselten Daten sowie gegebenenfalls nicht vertrauliche Daten, die unverschlüsselt übertragen werden und nur authentisiert werden sollen. Sonstige Daten, die in der gleichen Datenübertragung übermittelt werden, sind *nicht* authentisiert.
2. Verschlüsselungs- und Authentisierungsschlüssel sollen verschieden und sollen nicht voneinander ableitbar sein.

Bemerkung 34 Es besteht die Möglichkeit, Verschlüsselungs- und Authentisierungsschlüssel aus einem gemeinsamen Schlüssel abzuleiten. Empfohlene Verfahren sind in Abschnitt B.1 zusammengefasst.

Bemerkung 35 Bei der authentisierten Übertragung verschlüsselter Daten wird die Nutzung eines MACs im Encrypt-then-MAC-Modus empfohlen.

Bemerkung 36 Werden Daten verschlüsselt übertragen, für die zusätzlich eine Nichtabstreitbarkeit des Klartextes ein Sicherheitsziel ist, dann sollte der Klartext durch eine digitale Signatur gesichert werden. In diesem Fall würde also zunächst der Klartext signiert, dann verschlüsselt, und schließlich die verschlüsselte Übertragung durch einen MAC vor Veränderung auf dem Übertragungsweg geschützt. Eine Signatur über das Chifftrat kann sinnvoll sein, wenn darüber hinaus die chiffrierte Nachricht unabstreitbar sein soll beziehungsweise nur der Absender (und nicht

auch der legitime Empfänger) in der Lage sein soll, das Chifftrat zu ändern. Allerdings kann in der Regel der Signierer das Chifftrat nicht sinnvoll prüfen, bevor die Signatur erstellt wird.

A.2. Authentisierte Schlüsselvereinbarung

Wie bereits in der Einleitung zu diesem Kapitel erwähnt, muss eine Schlüsselvereinbarung immer mit einer Instanzauthentisierung kombiniert werden. Wir geben nach einigen allgemeinen Vorbemerkungen sowohl Verfahren an, die sich auf rein symmetrische Algorithmen stützen, als auch solche, die sich auf rein asymmetrische Algorithmen stützen.

A.2.1. Vorbemerkungen

Ziele Ziel eines Verfahrens zum Schlüsseltausch mit Instanzauthentisierung ist es, dass die beteiligten Parteien ein gemeinsames Geheimnis teilen und dass sie am Ende der Protokollausführung sicher sind, mit wem sie es teilen.

Für die Ableitung symmetrischer Schlüssel für Verschlüsselungs- und Datenauthentisierungsverfahren aus diesem Geheimnis siehe Abschnitt B.1.

Voraussetzungen an die Umgebung Symmetrische Verfahren zum authentisierten Schlüsseltausch nehmen stets die Existenz vorverteilter Geheimnisse an. Bei asymmetrischen Verfahren wird in der Regel die Existenz einer Public-Key-Infrastruktur angenommen, die in der Lage ist, zuverlässig Schlüssel an Identitäten zu binden und die Herkunft eines Schlüssels durch entsprechende Zertifikate zu beglaubigen. Es wird ausserdem angenommen, dass die Wurzelzertifikate der PKI auf zuverlässigem Wege allen Teilnehmern bekanntgemacht worden sind und dass alle Teilnehmer zu einer korrekten Prüfung aller relevanten Zertifikate auf Gültigkeit zu jedem Zeitpunkt in der Lage sind.

Hinweise zur Umsetzung Bei der konkreten Umsetzung der vorgestellten Verfahren müssen die folgenden beiden Bedingungen erfüllt werden.

1. Die für die Authentisierung benutzten Zufallswerte müssen bei jeder Durchführung des Protokolls mit großer Wahrscheinlichkeit verschieden sein. Dies kann zum Beispiel dadurch erreicht werden, dass jedes Mal ein Zufallswert der Länge mindestens 100 Bit bezüglich der Gleichverteilung aus $\{0, 1\}^{100}$ gewählt wird.
2. Die für die Schlüsselvereinbarung benutzten Zufallswerte müssen mindestens eine Entropie erreichen, die den gewünschten Schlüssellängen der auszuhandelnden Schlüssel entspricht¹. Zusätzlich sollte jeder Teilnehmer an der Schlüsselvereinbarung mindestens 100 Bit Min-Entropie zu dem auszuhandelnden Schlüssel beitragen.

A.2.2. Symmetrische Verfahren

Grundsätzlich kann jedes Verfahren aus Abschnitt 6.1 zur Instanzauthentisierung mit jedem Verfahren aus Abschnitt 7.1 zum Schlüsselaustausch miteinander kombiniert werden. Die Kombination muss dabei so erfolgen, dass die ausgetauschten Schlüssel tatsächlich authentisiert sind, Man-in-the-Middle-Attacken also ausgeschlossen werden können.

Folgendes Verfahren wird für diese Anwendung empfohlen:

¹Hier wird davon ausgegangen, dass nur symmetrische Schlüssel ausgehandelt werden.

Key Establishment Mechanism 5 aus [51].

Tabelle A.1.: Empfohlenes symmetrisches Verfahren zur authentisierten Schlüsselvereinbarung

Bemerkung 37 Als Verschlüsselungsverfahren können in Key Establishment Mechanism 5 aus [51] alle in dieser Technischen Richtlinie empfohlenen authentisierten Verschlüsselungsverfahren verwendet werden (siehe Abschnitt A.1).

A.2.3. Asymmetrische Verfahren

Wie schon für symmetrische Verfahren kann auch hier grundsätzlich jedes Verfahren aus Abschnitt 6.2 zur Instanzauthentisierung mit jedem Verfahren aus Abschnitt 7.2 zur Schlüsselvereinbarung kombiniert werden.

Um allerdings Fehler in selbst konstruierten Protokollen auszuschließen, werden die in Tabelle A.2 aufgelisteten Verfahren zur Schlüsselvereinbarung mit Instanzauthentisierung basierend auf asymmetrischen Verfahren empfohlen.

Alle empfohlenen Verfahren benötigen als Vorbedingung einen Mechanismus zur manipulationssicheren Verteilung öffentlicher Schlüssel. Dieser Mechanismus muss folgende Eigenschaften aufweisen:

- Der durch einen Nutzer erzeugte öffentliche Schlüssel muss zuverlässig an dessen Identität gebunden werden.
- Ebenso sollte der zugehörige private Schlüssel zuverlässig an die Identität des Nutzers gebunden sein (es sollte einem Nutzer nicht möglich sein, einen öffentlichen Schlüssel unter seiner Identität zu registrieren, zu dem er den zugehörigen privaten Schlüssel nicht nutzen kann).

Es gibt mehrere Wege, dies zu erreichen. Die manipulationssichere Schlüsselverteilung kann durch eine PKI erreicht werden. Die Anforderung, dass die Besitzer aller durch die PKI ausgestellten Zertifikate tatsächlich Nutzer der zugehörigen privaten Schlüssel sein sollen, kann durch die PKI überprüft werden, indem sie vor der Ausstellung des Zertifikats eines der in Abschnitt 6.2 beschriebenen Protokolle zur Instanzauthentisierung mit dem Antragsteller unter Verwendung seines öffentlichen Schlüssels durchführt.

Falls die PKI eine solche Prüfung nicht durchführt, wird empfohlen, die unten empfohlenen Verfahren um einen Schritt zur Schlüsselbestätigung zu ergänzen, in dem geprüft wird, dass beide Seiten das gleiche gemeinsame Geheimnis K ermittelt haben und in dem dieses Geheimnis an die Identitäten der beiden Parteien gebunden wird. Zur Schlüsselbestätigung wird das in [77], Abschnitt 5.6.2 beschriebene Verfahren empfohlen. In dem zweiten empfohlenen Verfahren (KAS2-bilateral-confirmation nach [77]) ist dieser Schritt bereits enthalten.

1. Elliptic Curve Key Agreement of ElGamal Type (ECKA-EG), siehe [27].
 2. Instanzauthentisierung mit RSA und Schlüsselvereinbarung mit RSA, siehe KAS2-bilateral-confirmation nach [77], Abschnitt 8.3.3.4.
 3. MTI(A0), siehe [52], Annex C.6.

Tabelle A.2.: Empfohlene asymmetrische Verfahren zur Schlüsselvereinbarung mit Instanzauthentisierung

Bemerkung 38 Um konform mit der vorliegenden Technischen Richtlinie zu sein, muss bei der konkreten Umsetzung der Protokolle darauf geachtet werden, dass lediglich die in diesem Dokument empfohlenen kryptographischen Komponenten zur Anwendung kommen.

Bemerkung 39 Bei dem Verfahren ECKA-EG findet keine gegenseitige Authentisierung statt. Hier beweist nur eine Partei der anderen im Besitz eines privaten Schlüssels zu sein, und auch dies geschieht nur im Anschluss an die Ausführung des Protokolls implizit durch Besitz des ausgehandelten Geheimnisses.

Anhang B.

Zusätzliche Funktionen und Algorithmen

Für einige der in dieser Technischen Richtlinie empfohlenen kryptographischen Verfahren werden zusätzliche Funktionen und Algorithmen benötigt, um zum Beispiel Systemparameter zu generieren, oder aus den von Zufallsgeneratoren oder Schlüsseleinigungsverfahren gelieferten Werten symmetrische Schlüssel zu erzeugen. Diese Funktionen und Algorithmen sind sorgfältig zu wählen, um das in dieser Technischen Richtlinie geforderte Sicherheitsniveau zu erreichen und kryptoanalytische Angriffe zu verhindern.

B.1. Schlüsselableitung

Nach einem Schlüsseleinigungsverfahren sind beide Parteien im Besitz eines gemeinsamen Geheimnisses. Häufig müssen aus diesem Geheimnis mehrere symmetrische Schlüssel, zum Beispiel für die Verschlüsselung und zur Datenauthentisierung, abgeleitet werden. Daneben können durch Verwendung einer Schlüsselableitungsfunktion auch folgende Ziele erreicht werden:

1. Bindung von Schlüsselmaterial an Protokolldaten (zum Beispiel Sendername, Empfängername...) durch Verwendung der Protokolldaten in der Schlüsselableitungsfunktion.
2. Ableitung von Sitzungsschlüsseln oder Schlüsseln für verschiedene Zwecke aus einem Masterschlüssel auch in rein symmetrischen Kryptosystemen.
3. Nachbearbeitung von Zufallsdaten zur Beseitigung statistischer Schiefen bei der Herstellung kryptographischer Schlüssel.

Folgendes Verfahren wird für alle Anwendungen von Schlüsselableitungsfunktionen empfohlen:

Key Derivation through Extraction-then-Expansion nach [78].

Tabelle B.1.: Empfohlenes Verfahren zur Schlüsselableitung

Es wird empfohlen, als MAC-Funktion in dem angegebenen Verfahren einen der in Abschnitt 5.3 empfohlenen MACs einzusetzen. Falls keine der dort angegebenen MAC-Funktionen verwendet werden kann, ist auch die Nutzung eines HMAC-SHA1 möglich.

B.2. Erzeugung unvorhersagbarer Initialisierungsvektoren

Wie bereits in Abschnitt 2.1.2 beschrieben, müssen Initialisierungsvektoren für symmetrische Verschlüsselungsverfahren, die die Betriebsart Cipherblock Chaining Mode (CBC) einsetzen, unvorhersagbar sein. Dies bedeutet nicht, dass die Initialisierungsvektoren vertraulich behandelt werden müssen, sondern lediglich, dass ein möglicher Angreifer praktisch nicht in der Lage sein darf, zukünftig eingesetzte Initialisierungsvektoren zu erraten. Darüber hinaus darf der Angreifer auch nicht in der Lage sein, die Wahl der Initialisierungsvektoren zu beeinflussen.

Zwei Verfahren werden zur Erzeugung unvorhersagbarer Initialisierungsvektoren empfohlen (sei dazu n die Blockgröße der eingesetzten Blockchiffre):

1. **Zufällige Initialisierungsvektoren:** Erzeuge eine zufällige Bitfolge der Länge n und nutze diese als Initialisierungsvektor. Die Entropie der zufälligen Bitfolge muss dabei mindestens 95 Bit betragen.
2. **Verschlüsselte Initialisierungsvektoren:** Nutze ein deterministisches Verfahren zur Erzeugung von Prä-Initialisierungsvektoren (z.B. einen Zähler). Verschlüssele den Prä-Initialisierungsvektor mit der einzusetzenden Blockchiffre und dem einzusetzenden Schlüssel und nutze den Chifretext als Initialisierungsvektor.

Tabelle B.2.: Empfohlene Verfahren zur Erzeugung unvorhersagbarer Initialisierungsvektoren

Bei der zweiten Methode muss darauf geachtet werden, dass sich die Prä-Initialisierungsvektoren während der Lebensdauer des Systems nicht wiederholen. Falls ein Zähler als Prä-Initialisierungsvektor verwendet wird, bedeutet dies, dass Zählerüberläufe während der gesamten Systemlebensdauer nicht auftreten dürfen.

B.3. Erzeugung von EC-Systemparametern

Die Sicherheit asymmetrischer Verfahren auf Basis elliptischer Kurven beruht auf der vermuteten Schwierigkeit des Diskreten Logarithmenproblems in diesen Gruppen.

Zur Festlegung der EC-Systemparameter werden benötigt:

1. Eine Primzahl p ,
2. Kurvenparameter $a, b \in \mathbb{F}_p$ mit $4a^3 + 27b^2 \neq 0$, die eine elliptische Kurve

$$E = \{(x, y) \in \mathbb{F}_p \times \mathbb{F}_p; y^2 = x^3 + ax + b\} \cup \{\mathcal{O}_E\}$$

festlegen, und

3. ein Basispunkt P auf $E(\mathbb{F}_p)$.

Die Werte (p, a, b, P, q, i) bilden dann die *EC-Systemparameter*, wobei $q := \text{ord}(P)$ die Ordnung des Basispunktes P in $E(\mathbb{F}_p)$ bezeichne und $i := \#E(\mathbb{F}_p)/q$ der sogenannte *Kofaktor* ist.

Nicht alle EC-Systemparameter sind für die in diesem Dokument empfohlenen asymmetrischen Verfahren basierend auf elliptischen Kurven geeignet, d.h. dass in den von diesen elliptischen Kurven generierten Gruppen das diskrete Logarithmenproblem effizient lösbar ist. Neben einer ausreichenden Bitlänge von q müssen zusätzlich die folgenden Bedingungen gelten:

1. Die Ordnung $q = \text{ord}(P)$ des Basispunktes P ist eine von p verschiedene Primzahl,
2. $p^r \neq 1 \pmod q$ für alle $1 \leq r \leq 10^4$, und
3. die Klassenzahl der Hauptordnung, die zum Endomorphismenring von E gehört, ist mindestens 200.

Siehe [38] für eine Erläuterung.

EC-Systemparameter, die die obigen Bedingungen erfüllen, heißen auch *kryptographisch stark*.

Bemerkung 40 Es wird empfohlen, die Systemparameter nicht selbst zu erzeugen, sondern stattdessen auf standardisierte Werte zurückzugreifen, die von einer vertrauenswürdigen Instanz zur Verfügung gestellt werden.

Die in Tabelle B.3 aufgelisteten Systemparameter werden empfohlen:

1. brainpoolP256r1, siehe [38],
2. brainpoolP320r1, siehe [38],
3. brainpoolP384r1, siehe [38],
4. brainpoolP512r1, siehe [38].

Tabelle B.3.: Empfohlene EC-Systemparameter für asymmetrische Verfahren, die auf elliptischen Kurven basieren

B.4. Generierung von Zufallszahlen für probabilistische asymmetrische Verfahren

In dieser Technischen Richtlinie werden mehrere asymmetrische Verfahren angesprochen, die Zufallszahlen $k \in \{1, \dots, q - 1\}$ (z.B. als Ephemeralschlüssel) benötigen, wobei q in aller Regel keine 2er-Potenz ist. Es wurde bereits in den Bemerkungen 8, 7, 19 und 21 darauf hingewiesen, dass k nach Möglichkeit (zumindest nahezu) gleichverteilt gewählt werden sollte.

Die in Kapitel 9 behandelten Zufallszahlengeneratoren erzeugen jedoch gleichverteilte Zufallszahlen auf $\{0, 1, \dots, 2^n - 1\}$ ('zufällige n -Bitstrings'). Die Aufgabe besteht also darin, hieraus (wenigstens nahezu) gleichverteilte Zufallszahlen auf $\{0, 1, \dots, q\}$ abzuleiten.

In Tabelle B.4 werden zwei Verfahren beschrieben, mit denen dies bewerkstelligt werden kann. Dabei ist $n \in \mathbb{N}$ so gewählt, dass $2^{n-1} \leq q < 2^n - 1$ (Mit anderen Worten: q hat die Bitlänge n).

Verfahren 1.

1. Wähle $k \in \{0, 1, \dots, 2^n - 1\}$ gleichverteilt.
2. **if** $k < q$ **return** k
3. **else goto** 1.

Verfahren 2.

1. Wähle $k \in \{0, 1, \dots, 2^{n+64} - 1\}$ gleichverteilt.
2. $k = k' \bmod q$ (d.h. $0 \leq k < q$).
3. **return** k .

Tabelle B.4.: Berechnung von Zufallswerten auf $\{0, \dots, q - 1\}$

Bemerkung 41 (i) Das Verfahren 1 überführt eine Gleichverteilung auf $\{0, \dots, 2^n - 1\}$ in eine Gleichverteilung auf $\{0, \dots, q - 1\}$, und zwar liefert Verfahren 1 die bedingte Verteilung auf

$\{0, \dots, q-1\} \subset \{0, \dots, 2^n-1\}$. Dagegen erzeugt Verfahren 2 selbst für ideale Zufallszahlengeneratoren mit Werten in $\{0, \dots, 2^n-1\}$ keine (perfekte) Gleichverteilung auf $\{0, \dots, q-1\}$. Die Abweichungen sind jedoch so gering, dass sie nach derzeitigem Wissensstand von einem Angreifer nicht ausgenutzt werden können.

(ii) Das zweite Verfahren besitzt jedoch den Vorteil, dass etwaig vorhandene Schiefen auf $\{0, \dots, 2^n-1\}$ in aller Regel reduziert werden dürften. Für PTG.2-konforme Zufallszahlengeneratoren wird daher dieses Verfahren empfohlen.

(iii) Das Verfahren 1 besitzt außerdem den Nachteil, dass die Anzahl der Iterationen (und damit die Laufzeit) nicht konstant ist. Für manche Anwendungen kann es jedoch notwendig sein, eine obere Laufzeitschranke zu garantieren. (Es sei angemerkt, dass die Wahrscheinlichkeit, dass eine auf $k \in \{0, 1, \dots, 2^n-1\}$ gleichverteilte Zufallszahl kleiner als q ist, $q/2^n \geq 2^{n-1}/2^n = 1/2$ ist.)

B.5. Erzeugung von Primzahlen

B.5.1. Vorbemerkungen

Bei der Festlegung der Systemparameter für RSA-basierte asymmetrische Verfahren müssen zwei Primzahlen p, q gewählt werden. Für die Sicherheit dieser Verfahren ist es zusätzlich nötig, die Primzahlen geheim zu halten. Dies setzt insbesondere voraus, dass p und q zufällig gewählt werden müssen. Andererseits ist es im Hinblick auf die Benutzerfreundlichkeit der Anwendung auch wichtig, die Primzahlerzeugung effizient durchzuführen. Hierbei können proprietäre Geschwindigkeitsoptimierungen in der Schlüsselerzeugung zu signifikanten kryptographischen Schwächen führen, siehe etwa [72]. Es wird daher als generelle Vorbemerkung dringend empfohlen, Verfahren einzusetzen, die öffentlich bekannt und hinsichtlich ihrer Sicherheit untersucht sind.

Routinen zur Erzeugung von zufälligen Primzahlen werden auch benötigt, wenn Systemparameter für ECC-basierte beziehungsweise Körperarithmetik-basierte Kryptosysteme ohne spezielle Eigenschaften erzeugt werden sollen. Die Anforderungen sind hier aber andere als bei der Erzeugung von Primzahlen für das RSA-Verfahren, da diese Primzahlen nicht geheim gehalten werden müssen, aber dafür eine *nachweisbare Zufälligkeit* ihrer Erzeugung wichtig sein kann. Hinweise zu diesem Thema finden sich in Abschnitt B.3.

B.5.2. Konforme Verfahren

Drei Verfahren sind zur Erzeugung zufälliger Primzahlen gemäß der vorliegenden Technischen Richtlinie zulässig. Dabei handelt es sich kurz zusammengefasst um die folgenden:

1. Die gleichverteilte Erzeugung zufälliger Primzahlen durch die Verwerfungsmethode (engl. *rejection sampling*);
2. Die gleichverteilte Auswahl einer invertierbaren Restklasse r bezüglich $B\#$, wo $B\#$ die *Primfakultät* von B ist, also das Produkt aller Primzahlen kleiner B , gefolgt von der Wahl einer Primzahl von geeigneter Größe mit Rest $r \bmod B\#$ durch die Verwerfungsmethode;
3. Erzeugung einer zufälligen Zahl s passender Größe, die zu $B\#$ teilerfremd ist, und Suche nach der nächsten Primzahl in der arithmetischen Folge, die durch $s, s+B\#, s+2 \cdot B\#, \dots$ gegeben ist.

Die ersten beiden Verfahren werden hierbei gleichermaßen empfohlen. Das dritte Verfahren erzeugt gewisse statistische Schiefen in der Verteilung der erzeugten Primzahlen, die grundsätzlich unerwünscht sind. Es ist aber weit verbreitet (siehe etwa Table 1 in [95]) und es gibt keine Hinweise darauf, dass sich die induzierten statistischen Schiefen für Angriffe nutzen lassen.

Dieses Verfahren wird daher als Legacy-Verfahren in der vorliegenden Technischen Richtlinie akzeptiert.

Die folgenden Tabellen geben einen Überblick über die drei durch diese Richtlinie unterstützten Verfahren:

Eingabeparameter: Ein Intervall $I := [a, b] \cap \mathbb{N}$, in dem eine Primzahl gefunden werden soll.

1. Wähle aus I entsprechend der Gleichverteilung auf I eine ungerade Zahl p .
2. Falls p keine Primzahl ist, gehe zurück zu 1.
3. Gib p aus.

Tabelle B.5.: Empfohlenes Verfahren 1: Erzeugung von Primzahlen durch die Verwerfungsmethode

Eingabeparameter: Ein Intervall $I := [a, b] \cap \mathbb{N}$, in dem eine Primzahl gefunden werden soll, sowie eine kleine natürliche Zahl B , für die $\Pi := B\# \ll b - a$ gilt. Π kann hierbei ein fest vorgegebener Wert sein, sofern klar ist, dass es deutlich kleiner ist als $b - a$.

1. Wähle in $\mathbb{Z}/(\Pi)$ zufällig gemäß der Gleichverteilung ein invertierbares Element r . Dies ist äquivalent dazu, zufällig ein $r < \Pi$ zu wählen, das zu Π teilerfremd ist.
2. Wähle $k \in \mathbb{N}$ zufällig so aus, dass $p := k\Pi + r \in I$ ist. k ist also gemäß der Gleichverteilung auf $[(a - r)/\Pi], \lfloor (b - r)/\Pi \rfloor$ zu wählen.
3. Falls p keine Primzahl ist, gehe zurück zu 2.
4. Gib p aus.

Tabelle B.6.: Empfohlenes Verfahren 2: Erzeugung von Primzahlen durch eine effizienzoptimierte Verwerfungsmethode

Eingabeparameter: Ein Intervall $I := [a, b] \cap \mathbb{N}$, in dem eine Primzahl gefunden werden soll, sowie eine kleine natürliche Zahl B , für die $\Pi := B\# \ll b - a$ gilt. Π kann hierbei ein fest vorgegebener Wert sein, sofern klar ist, dass es deutlich kleiner ist als $b - a$.

1. Wähle in $\mathbb{Z}/(\Pi)$ zufällig gemäß der Gleichverteilung ein invertibles Element r . Dies ist äquivalent dazu, zufällig ein $r < \Pi$ zu wählen, das zu Π teilerfremd ist.
2. Wähle $k \in \mathbb{N}$ zufällig so aus, dass $p := k\Pi + r \in I$ ist. k ist also gemäß der Gleichverteilung auf $[(a - r)/\Pi], \lfloor (b - r)/\Pi \rfloor$ zu wählen.
3. Teste, ob p eine Primzahl ist. Wenn nicht, addiere Π und wiederhole Schritt 3. Falls das Intervall I verlassen wird, gehe zurück zu Schritt 1.
4. Gib p aus.

Tabelle B.7.: Legacy-Verfahren: Erzeugung von Primzahlen durch inkrementelle Suche

Als eigentlicher Primzahltest in den oben beschriebenen Algorithmen wird aus Effizienzgründen meist ein probabilistischer Primzahltest eingesetzt. Der folgende Algorithmus wird empfohlen:

Miller-Rabin, siehe [71], Algorithmus 4.24.

Tabelle B.8.: Empfohlener probabilistischer Primzahltest

Bemerkung 42 (i) Der Miller-Rabin-Algorithmus benötigt neben der zu untersuchenden Zahl p einen Zufallswert $a \in \{2, 3, \dots, p-2\}$, die sogenannte Basis. Ist a bezüglich der Gleichverteilung auf $\{2, 3, \dots, p-2\}$ gewählt, so ist die Wahrscheinlichkeit dafür, dass p zusammengesetzt ist, obwohl der Miller-Rabin-Algorithmus ausgibt, dass p eine Primzahl ist, höchstens $1/4$.

(ii) (Worst Case) Um die Wahrscheinlichkeit dafür, dass eine feste Zahl p mittels des Miller-Rabin-Algorithmus als Primzahl erkannt wird, obwohl sie zusammengesetzt ist, auf $1/2^{100}$ zu beschränken, muss der Algorithmus 50-mal mit jeweils unabhängig voneinander bezüglich der Gleichverteilung gewählten Basen $a_1, \dots, a_{50} \in \{2, 3, \dots, p-2\}$ aufgerufen werden, siehe Abschnitt B.4 für empfohlene Verfahren zur Berechnung gleichverteilter Zufallszahlen aus $\{2, 3, \dots, p-2\}$.

(iii) (Average Case) Um eine bezüglich der Gleichverteilung gewählte ungerade Zahl $p \in [2^{b-1}, 2^b - 1]$ mit der gewünschten Sicherheit auf ihre Primzahleigenschaft zu testen, reichen bei weitem weniger Iterationen des Miller-Rabin-Algorithmus aus als es die eben wiedergegebene Abschätzung nahelegen würde, vergleiche [35], [42], Appendix F und [55], Annex A. So sind für $b = 1024$ lediglich 4 Iterationen notwendig, um bei einer verbleibenden Fehlerwahrscheinlichkeit von 2^{-109} auszuschließen, dass p zusammengesetzt ist, obwohl der Miller-Rabin-Algorithmus p als Primzahl erkennt [55]. Auch hier müssen die Basen unabhängig und bezüglich der Gleichverteilung aus $\{2, 3, \dots, p-2\}$ gewählt werden. Die konkrete Anzahl an notwendigen Operationen hängt von der Bitlänge von p ab, da Zahlen, für die die Abschätzungen des Worst-Case-Falles zutreffen, in ihrer Dichte mit steigender Größe der Zahlen deutlich abnehmen.

(iv) (Optimierungen) Zur Optimierung der Laufzeit etwa von Algorithmus B.5 kann es nützlich sein, vor Anwendung des probabilistischen Primzahltests zusammengesetzte Zahlen mit sehr kleinen Faktoren durch Probedivision oder auch Siebtechniken zu eliminieren. Ein solcher Vortest hat nur geringfügige Auswirkungen auf die Wahrscheinlichkeit, dass vom Test als wahrscheinliche

Primzahl klassifizierte Zahlen doch zusammengesetzt sind. Die Empfehlungen zur erforderlichen Anzahl der Wiederholungen des Miller-Rabin-Tests gelten daher für auf solche Art optimierte Varianten unverändert.

(v) (Sonstige Anmerkungen) Entsprechend [42], Appendix F.2 wird auch in dieser Richtlinie empfohlen, bei der Erzeugung von Primzahlen, die in besonders sicherheitskritischen Funktionen in einem Kryptosystem Verwendung finden sollen oder deren Erzeugung wenig zeitkritisch ist, eine Verifikation der Primzahleigenschaft mit 50 Runden des Miller-Rabin-Tests durchzuführen. Dies betrifft zum Beispiel Primzahlen, die als dauerhafte Parameter eines kryptographischen Verfahrens einmal erzeugt und dann über einen längeren Zeitraum nicht gewechselt sowie unter Umständen von vielen Nutzern verwendet werden.

Zur Erzeugung der benötigten Zufallszahlen kann ein Zufallsgenerator der Funktionalitätsklassen PTG.3 oder DRG.4 genutzt werden. Bis Ende 2022 ist auch die Verwendung von Zufallsgeneratoren der Funktionalitätsklassen PTG.2 und DRG.3 zulässig. Bei Verwendung eines deterministischen Zufallsgenerators ist zwar eine gleichverteilte Primzahlerzeugung aus informationstheoretischer Sicht nicht mehr möglich, aber hierbei entsteht keine Sicherheitslücke: ein Zufallsgenerator der Funktionalitätsklasse DRG.3 sollte unter kryptographischen Standardannahmen Zufallszahlen mit einer Verteilung erzeugen, die durch keinen bekannten Angriff (jedenfalls unter Verwendung klassischer Computer) mit potentiell praktischem Aufwand von einer idealen Verteilung unterschieden werden kann.

Es muss aber in diesem Zusammenhang beachtet werden, dass das Sicherheitsniveau der erzeugten RSA-Moduln in diesem Fall möglicherweise durch das Sicherheitsniveau der Zufallszahlenerzeugung beschränkt wird. Dies wäre etwa der Fall, wenn ein Zufallsgenerator mit 100 Bit Sicherheitsniveau zur Erzeugung von RSA-Schlüsseln einer Länge von 4096 Bit genutzt würde.

(vi) (Alternative Primzahltests) Die Auswahl eines Primzahltests ist aus kryptoanalytischer Sicht nicht sicherheitskritisch, solange der gewählte Test Primzahlen nicht als zusammengesetzt fehlklassifiziert und solange er die Wahrscheinlichkeit, dass zusammengesetzte Zahlen ihn bestehen, vernachlässigbar gering ist. Andere Tests, für die diese Eigenschaften in der Literatur nachgewiesen worden sind, können daher anstelle des Miller-Rabin-Tests eingesetzt werden, ohne dass die Konformität zu der vorliegenden Technischen Richtlinie verloren geht. Im Hinblick auf eine Überprüfung der Korrektheit einer Implementierung sowie auf eine Prüfung der Seitenkanalresistenz ist allerdings die Verwendung des sehr weit bekannten Miller-Rabin-Verfahrens vorteilhaft.

B.5.3. Erzeugung von Primzahlpaaren

Um die Sicherheit von Schlüsselpaaren zu gewährleisten, für die die zugrundeliegenden RSA-Moduln berechnet wurden durch Multiplikation zweier unabhängig voneinander mit einem der geeigneten Verfahren erzeugten Primzahlen, ist es wichtig, dass das Intervall $I := [a, b] \cap \mathbb{N}$ nicht zu klein ist. Wenn Schlüsselpaare erzeugt werden sollen, deren Modulus N eine vorher festgelegte Bitlänge n aufweist, dann bietet es sich an, $I = [\lceil \frac{2^{(n/2)}}{\sqrt{2}} \rceil, \lfloor 2^{(n/2)} \rfloor] \cap \mathbb{N}$ zu wählen.

Eine andere Wahl von I ist zu dieser Technischen Richtlinie konform, wenn für p und q das gleiche Intervall I genutzt wird und $\text{Card}(I) \geq 2^{-8}b$ ist.

B.5.4. Hinweise zur Sicherheit der empfohlenen Verfahren

Bezeichne im Folgenden π die Primzahlfunktion, also $\pi(x) := \text{Card}(\{n \in \mathbb{N} : n \leq x, n \text{ prim}\})$. Nach dem Primzahlsatz ist $\pi(x)$ asymptotisch äquivalent zu $x/\ln(x)$, d.h. $\frac{\ln(x) \cdot \pi(x)}{x}$ geht gegen 1, wenn $x \rightarrow \infty$. Die Sicherheit der hier empfohlenen Verfahren zur Primzahlerzeugung stützt sich auf die folgenden Beobachtungen:

- Alle drei Verfahren können jede Primzahl erzeugen, die in dem vorgegebenen Intervall enthalten ist, falls der zugrundeliegende Zufallsgenerator alle Kandidaten aus dem jeweils

zulässigen Bereich erzeugen kann.

- Die Verfahren B.5 und B.6 erzeugen Primzahlen, deren Verteilung bei Verwendung der empfohlenen Sicherheitsparameter nicht in praktisch relevanter Weise von einer Gleichverteilung unterschieden werden kann. Dies ist unmittelbar klar für das Verfahren B.5. Für Verfahren B.6 ergibt sich dies heuristisch aus dem Dirichlet'schen Primzahlsatz: die relative Häufigkeit von Primzahlen ist in allen invertierbaren Restklassen modulo Π asymptotisch gleich, und die Restklasse modulo Π der zu erzeugenden Primzahl wird gemäß der Gleichverteilung auf $(Z/\Pi)^*$ gewählt.
- Das im vorhergehenden Punkt angegebene Argument für die Sicherheit des Verfahrens B.6 liefert strenggenommen keine Garantie dafür, dass für ein konkretes Π und ein konkretes Intervall I tatsächlich die Häufigkeit von Primzahlen während der Suche nicht von der gewählten Restklasse $r \bmod \Pi$ abhängig ist. In der Tat ist es klar, dass diese asymptotische Aussage nicht gültig sein wird, wenn Π sich der Größenordnung von $b - a$ annähert. Es wird aber erwartet, dass keine wesentlichen Unterschiede bezüglich der Primzahldichte zwischen den verschiedenen Restklassen existieren, wenn die Anzahl der Primzahlen in den einzelnen Restklassen groß ist. Das Intervall I enthält $\pi(b) - \pi(a)$ Primzahlen, für jede Restklasse $\bmod \Pi$ werden daher $\frac{\pi(b) - \pi(a)}{\varphi(\Pi)}$ Primzahlen erwartet. Für Zahlen der Größenordnung von etwa 1000 Bits kann dieser Erwartungswert mit einem geringen relativen Fehler auf $\frac{b \ln(a) - a \ln(b)}{\ln(a) \ln(b) \varphi(\Pi)}$ geschätzt werden, solange $\varphi(\Pi)$ klein ist im Vergleich zum Zähler dieses Bruches. Es wird empfohlen, Π so zu wählen, dass $\frac{b \ln(a) - a \ln(b)}{\ln(a) \ln(b) \varphi(\Pi)} \geq 2^{64}$.
- Die oben wiedergegebenen qualitativen Erwägungen sind ausreichend, um das Verfahren B.6 als geeignet einzuschätzen. In der Literatur gibt es aber genauere Untersuchungen zu eng verwandten Mechanismen zur Primzahlerzeugung, siehe etwa [46].
- Das Verfahren B.7 erzeugt Primzahlen, die nicht gleichverteilt sind. Die Wahrscheinlichkeit einer Primzahl p in dem Intervall I , durch dieses Verfahren ausgegeben zu werden, ist proportional zur Länge des primzahlfreien Abschnitts in der arithmetischen Folge $p - k\Pi, p - (k - 1)\Pi, \dots, p - \Pi, p$, der durch p beendet wird. Da die Primzahldichte in diesen arithmetischen Folgen für große Π tendenziell zunimmt, wird erwartet, dass dieser Effekt für $\Pi = 2$ am ausgeprägtesten ist. Auch hier bedeutet er aber in der Praxis nur einen sehr begrenzten Entropieverlust. Man kann die Verteilungsschiefe nach oben begrenzen, indem die Suche abgebrochen und mit einem neuen Startwert wieder aufgenommen wird, falls nach einer angemessenen Zahl k von Schritten keine Primzahl gefunden wurde: in diesem Fall werden alle Primzahlen, die einer Lücke der Länge $\geq k$ folgen, mit gleicher Wahrscheinlichkeit ausgegeben. Die durch das Verfahren B.7 erzeugten Schiefen in der Verteilung der Primzahlen erscheinen im Hinblick auf eine Ausnutzbarkeit durch einen Angreifer nicht als besorgniserregend.

Anhang C.

Protokolle für spezielle kryptographische Anwendungen

Wir behandeln hier Protokolle, die als Bausteine kryptographischer Lösungen benutzt werden können. Zurzeit betrifft dies nur das Protokoll SRTP, da entsprechende Informationen für TLS, IPsec und SSH in die Teile 2-4 der vorliegenden Technischen Richtlinie ausgelagert wurden. Im Allgemeinen hat die Verwendung etablierter Protokolle bei der Entwicklung kryptographischer Systeme den Vorteil, dass auf eine umfangreiche öffentliche Analyse zurückgegriffen werden kann. Eigenentwicklungen können demgegenüber leicht Schwächen enthalten, die für den Entwickler nur schwer zu entdecken sind. Es wird daher empfohlen, dort, wo es möglich ist, allgemein zugängliche und vielfach evaluierte Protokolle einer eigenen Protokollentwicklung vorzuziehen.

C.1. SRTP

SRTP ist ein Protokoll, das das Audio- und Videoprotokoll RTP um Funktionen zur Sicherstellung von Vertraulichkeit und Integrität der übertragenen Nachrichten ergänzt. Es wird in RFC 3711 [7] definiert. SRTP muss mit einem Protokoll zum Schlüsselmanagement kombiniert werden, da es keine eigenen Mechanismen zur Aushandlung eines Kryptokontextes vorsieht.

Wir empfehlen folgende Verwendung von SRTP:

- Als symmetrische Verschlüsselungsverfahren werden sowohl AES im Counter-Modus als auch im f8-Modus wie in [7] empfohlen.
- Zum Integritätsschutz sollte ein auf SHA-2 (bevorzugt) oder SHA-1 basierender HMAC verwendet werden. Dieser HMAC darf im Kontext dieses Protokolls auf 80 Bit gekürzt werden.
- Als Schlüsselmanagementsystem sollte MIKEY [5] verwendet werden. Dabei werden die folgenden Schlüsselmanagementverfahren aus [5] empfohlen: DH-Schlüsseltausch mit Authentisierung über PKI, RSA mit PKI, und Pre-Shared-Keys. Generell sollten innerhalb von MIKEY und SRTP als Komponenten nur in dieser Richtlinie empfohlene kryptographische Verfahren verwendet werden.
- zRTP sollte nur eingesetzt werden, wenn es mit unverhältnismäßig hohem Aufwand verbunden ist, das Problem der Schlüsselverteilung durch ein Public-Key-Verfahren unter Verwendung einer PKI oder durch Vorverteilung geheimer Schlüssel zu lösen.
- Es wird dringend empfohlen, die in [7] vorgesehenen Mechanismen zum Replay- und Integritätsschutz in SRTP zu nutzen.

Bei Anwendungen zur sicheren Übertragung von Audio- und Videodaten in Echtzeit sollte besonders darauf geachtet werden, die Entstehung von Seitenkanälen zum Beispiel durch die Datenübertragungsraten, die zeitliche Abfolge verschiedener Signale oder eine sonstige Verkehrsanalyse zu minimieren. Ansonsten werden Angriffe wie in [6] möglich.

Literaturverzeichnis

- [1] M. Abdalla, M. Bellare, P. Rogaway, *DHIES: An encryption scheme based on the Diffie-Hellman Problem*, verfügbar unter <http://charlotte.ucsd.edu/~mihir/papers/dhaes.pdf>
- [2] AIS 20: *Funktionalitätsklassen und Evaluationsmethodologie für deterministische Zufallszahlengeneratoren*, Version 3, 15.5.2013 Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik. Verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/SharedDocs/Downloads/DE/BSI/Zertifizierung/Interpretationen/AIS_20_pdf.pdf.
- [3] AIS 31: *Funktionalitätsklassen und Evaluationsmethodologie für physikalische Zufallszahlengeneratoren*, Version 3, 15.5.2013, Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik. Verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/SharedDocs/Downloads/DE/BSI/Zertifizierung/Interpretationen/AIS_31_pdf.pdf.
- [4] W. Killmann, T. Lange, M. Lochter, W. Thumser, G. Wicke, Anhang zu AIS 46: *Minimum Requirements for Evaluating Side-Channel Attack Resistance of Elliptic Curve Implementations* Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik Verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/SharedDocs/Downloads/DE/BSI/Zertifizierung/Interpretationen/AIS_46_ECCGuide_e_pdf.pdf
- [5] J. Arkko, E. Carrara, F. Lindholm, M. Naslund, K. Norrman, *MIKEY: Multimedia Internet KEYing*, RFC 3830, verfügbar unter <http://tools.ietf.org/html/rfc3830>
- [6] Ballard, Coulls, Monroe, Masson, *Spot me if you can: recovering spoken phrases in encrypted VoIP conversations*, IEEE Symposium on Security and Privacy, 2008
- [7] M. Baugher, D. McGrew, M. Naslund, E. Carrara, K. Norrman *The Secure Real-time Transport Protocol (SRTP)* RFC 3711, 2004
- [8] M. Bellare, R. Canetti und H. Krawczyk. *HMAC: Keyed-Hashing for Message Authentication*. RFC 2104, 1997
- [9] M. Bellare, K. Miner, *A Forward-Secure Digital Signature Scheme* Advances in Cryptology – Crypto 1999, LNCS 1666/1999, 431-448
- [10] BSI, *Entwicklungsstand Quantencomputer*, <https://www.bsi.bund.de/qcstudie>, 2018
- [11] D. Gillmor, *Negotiated Finite Field Diffie-Hellman Ephemeral Parameters for Transport Layer Security (TLS)*, RFC 7919, 2016
- [12] D. Bernstein, *Cost analysis of hash collisions: Will quantum computers make SHARCS obsolete?*, SHARCS 2009
- [13] A. Biryukov und D. Khovratovich, *Related-Key Cryptanalysis of the Full AES-192 and AES-256*, Asiacrypt 2009, LNCS 5912/2009, 1-18
- [14] A. Biryukov, O. Dunkelman, N. Keller, D. Khovratovich, A. Shamir, *Key Recovery Attacks of Practical Complexity on AES Variants With Up to 10 Rounds*, Eurocrypt 2010, LNCS 6110/2010, 299-319

- [15] S. Blake-Wilson, A. Menezes, *Unknown Key-Share Attacks on the Station-to-Station (STS) Protocol*, Public Key Cryptography 1999, LNCS 1560/1999, 154-170
- [16] D. Bleichenbacher (1998). *Chosen ciphertext attacks against protocols based on the RSA encryption standard PKCS#1*. In Advances in Cryptology—CRYPTO'98 (S. 1-12). Springer Berlin/Heidelberg.
- [17] BNetzA, Bekanntmachung zur elektronischen Signatur nach dem Signaturgesetz und der Signaturverordnung (Übersicht über geeignete Algorithmen), veröffentlicht auf den Internetseiten des Bundesanzeigers unter BAnz AT 27.03.2013 B4
- [18] A. Bogdanov, D. Khovratovich, C. Rechberger, *Biclique Cryptanalysis of the Full AES*, Asiaticrypt 2011, LNCS 7073/2011, 344-371
- [19] H. Böck, J. Somorovsky, C. Young, *Return Of Bleichenbacher's Oracle Threat (ROBOT)*, IACR e-print report 1189/2017
- [20] D. Boneh und G. Durfee. *Cryptanalysis of RSA with private key d less than $N^{0.292}$* . Eurocrypt 1999, LNCS 1592/1999, 1-11.
- [21] D. Brown, *Generic Groups, Collision Resistance, and ECDSA*, Designs, Codes and Cryptography 04/2005, Vol. 35, Issue 1, S. 119-152
- [22] T. Brown, R. Gallant, *The Static Diffie-Hellman Problem*, IACR e-print report 306/2004
- [23] BSI, TR 02102-2, *Kryptographische Verfahren: Empfehlungen und Schlüssellängen, Teil 2 - Verwendung von Transport Layer Security (TLS)*, aktuelle Version verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/DE/Publikationen/TechnischeRichtlinien/tr02102/index_htm.html
- [24] BSI, TR 02102-3, *Kryptographische Verfahren: Empfehlungen und Schlüssellängen, Teil 3 - Verwendung von IPsec*, aktuelle Version verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/DE/Publikationen/TechnischeRichtlinien/tr02102/index_htm.html
- [25] BSI, TR 02102-4, *Kryptographische Verfahren: Empfehlungen und Schlüssellängen, Teil 4 - Verwendung von Secure Shell (SSH)*, aktuelle Version verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/DE/Publikationen/TechnischeRichtlinien/tr02102/index_htm.html
- [26] BSI, TR 3110-2, *Advanced Security Mechanisms for Machine Readable Travel Documents and eIDAS Token*, Version 2.20, 3.2.2015, https://www.bsi.bund.de/SharedDocs/Downloads/EN/BSI/Publications/TechGuidelines/TR03110/BSI-TR-03110_Part-2-V2_2.pdf
- [27] BSI, *Elliptic Curve Cryptography*, BSI Technical Guideline TR-03111, Version 2.0, 2012, https://www.bsi.bund.de/SharedDocs/Downloads/EN/BSI/Publications/TechGuidelines/TR03111/BSI-TR-03111_pdf.html
- [28] BSI, Technische Richtlinie TR-03116, *Technische Richtlinie für eCard-Projekte der Bundesregierung*, aktuelle Version verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/DE/Publikationen/TechnischeRichtlinien/tr03116/index_htm.html
- [29] BSI, Technische Richtlinie TR-03116-2, *eCard-Projekte der Bundesregierung, Teil 2 – Hoheitliche Ausweisdokumente*, aktuelle Version verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/DE/Publikationen/TechnischeRichtlinien/tr03116/index_htm.html

- [30] BSI, BSI Technische Richtlinie TR-03125, *Beweiswerterhaltung kryptographisch signierter Dokumente*, 2011, https://www.bsi.bund.de/DE/Publikationen/TechnischeRichtlinien/tr03125/index_htm.html
- [31] J. Buchmann, E. Dahmen, A. Hülsing *XMSS–A Practical Forward Secure Signature Scheme Based on Minimal Security Assumptions* Fourth International Conference in Post-Quantum Cryptography, LNCS 7071/2011, 117-129
- [32] S. Chen, R. Wang, X. Wang, K. Zhang, *Side-Channel Leaks in Web Applications: A Reality Today, a Challenge Tomorrow*, 2010 IEEE Symposium on Security and Privacy, verfügbar unter <http://research.microsoft.com/pubs/119060/WebAppSideChannel-final.pdf>
- [33] J. H. Cheon, *Security Analysis of the Strong Diffie-Hellman Problem*, Advances in Cryptology - Eurocrypt 2006, LNCS 4004/2006, S. 1-11
- [34] J.-S. Coron, D. Naccache und J. Stern. *On the Security of RSA-Padding*. Crypto 99, LNCS 1666/1999, 1-18.
- [35] I. Damgard, P. Landrock und C. Pommerance. *Average Case Error Estimates for the Strong Provable Prime Test* Mathematics of Computation, Vol. 61, No. 203, 177-194, 1993.
- [36] M. Daum und S. Lucks. *The Story of Alice and Bob*, “Rump Session”-Vortrag Eurocrypt 2005, <http://www.cits.rub.de/imperia/md/content/magnus/rumpec05.pdf>.
- [37] W. Diffie, P. van Oorschot, M. Wiener, *Authentication and Authenticated Key Exchanges*, Designs, Codes and Cryptography, 1992 Vol. 2, Number 2, S. 107-125
- [38] M. Lochter, J. Merkle, RFC 5639: *Elliptic Curve Cryptography ECC Brainpool Standard Curves and Curve Generation*, 2010, . <http://tools.ietf.org/html/rfc5639>,
- [39] ECRYPT II, *Yearly Report on Algorithms and Key Sizes*, 2011
- [40] Federal Information Processing Standards Publication 140-2 (FIPS PUB 140-2) *Security Requirements for Cryptographic Modules*, 2002
- [41] Federal Information Processing Standards Publication 180-4 (FIPS PUB 180-4) *Secure Hash Standard*, 2012
- [42] Federal Information Processing Standards Publication 186-4 (FIPS PUB 186-4) *Digital Signature Standard (DSS)*, 2013.
- [43] Federal Information Processing Standards Publication 197 (FIPS PUB 197). *Advanced Encryption Standard (AES)*, 2001.
- [44] Federal Information Processing Standards Publication 202 (FIPS PUB 202), *SHA-3 Standard: Permutation-Based Hash and Extendable Output Functions*, <http://nvlpubs.nist.gov/nistpubs/fips/NIST.FIPS.202.pdf>, 2015.
- [45] N. Ferguson, *Authentication Weaknesses in GCM*, 2005, <http://csrc.nist.gov/groups/ST/toolkit/BCM/documents/comments/CWC-GCM/Ferguson2.pdf>
- [46] P.A. Fouque, M. Tibouchi (2014), *Close to uniform prime number generation with fewer random bits*, In International Colloquium on Automata, Languages, and Programming (pp. 991-1002). Springer, Berlin, Heidelberg.

- [47] M. Gebhardt, G. Illies, W. Schindler. *A Note on the Practical Value of Single Hash Collisions for Special File Formats*, Sicherheit 2006, Köllen-Verlag, LNI P-77 (2006), 333-344. Erweiterte Version: NIST Cryptographic Hash Workshop 2005, http://csrc.nist.gov/groups/ST/hash/documents/Illies_NIST_05.pdf.
- [48] N. Heninger, Z. Durumeric, E. Wustrow, J. Halderman, *Mining Your Ps and Qs: Detection of Widespread Weak Keys in Network Devices*, Proceedings of the 21st Usenix Symposium, 08/2012, <https://www.factorable.net/weakkeys12.conference.pdf>
- [49] G. Illies, M. Lochter, O. Stein *Behördliche Vorgaben zu kryptographischen Algorithmen*, Datenschutz und Datensicherheit 11/2011, S. 807-811
- [50] IEEE P1363. *Standard Specifications for Public Key Cryptography*, 2000.
- [51] ISO/IEC 11770-2-2008 *Information technology – Security techniques – Key management – Part 2: Mechanisms using symmetric techniques*, 2008
- [52] ISO/IEC 11770-3-2008. *Information technology – Security techniques – Key management – Part 3: Mechanisms using asymmetric techniques*, 2008.
- [53] ISO/IEC 14888-2-2008 *Information technology – Security techniques – Digital signatures with appendix – Part 2: Integer factorization based mechanisms*, 2008
- [54] ISO/IEC 14888-3-2006. *Information technology – Security techniques – Digital signatures with appendix – Part 3: Discrete logarithm based mechanisms*, 2006.
- [55] ISO/IEC 18032. *IT security techniques – Prime number generation*, 2005.
- [56] ISO/IEC 9796-2-2010. *Information technology – Security techniques – Digital Signature Schemes giving message recovery – Part 2: Integer Factorization based mechanisms*, 2010.
- [57] ISO/IEC 9797-1-2011. *Information technology – Security techniques – Message Authentication Codes (MACs) – Part 1: Mechanisms using a block cipher*, 2011
- [58] G. Itkis, *Forward Security, adaptive cryptography: Time Evolution*, 2004, <http://www.cs.bu.edu/~itkis/pap/forward-secure-survey.pdf>
- [59] T. Iwata, K. Ohashi, K. Minematsu, *Breaking and Repairing GCM Security Proofs*, Crypto 2012, LNCS 7417/2012, S. 31-49
- [60] J. Kelsey, B. Schneier, D. Wagner, *Key-Schedule Cryptanalysis of IDEA, G-DES, GOST, SAFER, and Triple-DES*, Crypto 96, LNCS 1109/1996, S. 237-251
- [61] W. Killmann, W. Schindler: *A proposal for: Functionality classes and evaluation methodology for true (physical) random number generators*, Version 3.1, 25.09.2001. Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik, frühere mathematisch-technische Anlage zu [3].¹ Verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/SharedDocs/Downloads/DE/BSI/Zertifizierung/Interpretationen/AIS_31_Functionality_classes_evaluation_methodology_for_true_RNG_e.pdf
- [62] W. Killmann, W. Schindler: *Functionality classes for random number generators*. Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik, Version 2.0, 18.09.2011, mathematisch-technische Anlage zu [2] und [3]. Verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/SharedDocs/Downloads/DE/BSI/Zertifizierung/Interpretationen/AIS_31_Functionality_classes_for_random_number_generators_e.pdf

¹noch relevant für Aspekte, die durch andere Anlagen von [3] nicht geregelt werden.

- [63] A.K. Lenstra und E.R. Verheul. *Selecting Cryptographic Key Sizes*. J. Cryptology 39, 2001. 255-293
- [64] A.K. Lenstra. *Key lengths*, in: *Handbook of Information Security*, John Wiley & Sons, 2006, 617-635
- [65] S. Lucks, *Attacking Triple Encryption*, Fast Software Encryption 1998, LNCS Vol. 1372, S. 239-253
- [66] ISO/IEC 18033-2. *Information Technology – Security techniques – Part 2: Asymmetric Ciphers*, 2006
- [67] V. Gayoso Martínez, F. Hernández Álvarez, L. Hernández Encinas, C. Sánchez Ávila, *A Comparison of the Standardized Versions of ECIES*, Sixth International Conference on Information Assurance and Security, 2010
- [68] R. Merkle, *Secure Communications over Insecure Channels*, Communications of the ACM, Vol. 21, No. 4, 1978, S. 294-299
- [69] R. Merkle, M. Hellman, *On the security of multiple encryption*, Communications of the ACM, Vol. 24, No. 7, 1981, S. 465-467
- [70] P. van Oorschot, M. Wiener, *A known-plaintext attack on two-key triple encryption*, Eurocrypt 1990, LNCS Vol. 473, S. 318-323
- [71] A. Menezes, P. van Oorschot und O. Vanstone. *Handbook of Applied Cryptography*. CRC Press, 1996.
- [72] M. Nemeč, M. Sys, P. Svenda, D. Klinec, V. Matyas, (2017, October). *The Return of Copersmith’s Attack: Practical Factorization of Widely Used RSA Moduli*. In Proceedings of the 2017 ACM SIGSAC Conference on Computer and Communications Security (pp. 1631-1648). ACM.
- [73] NIST. Recommendation for Block Cipher Modes of Operation: Methods and Techniques, Special Publication SP800-38A, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, 2001.
- [74] NIST Recommendation for Block Cipher Modes of Operation: The XTS-AES Mode for Confidentiality on Storage Devices, Special Publication SP800-38E, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, 2010
- [75] NIST. Recommendation for Block Cipher Modes of Operation: The CMAC Mode for Authentication, Special Publication SP800-38B, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, 2005.
- [76] NIST. Recommendation for Block Cipher Modes of Operation: Galois/Counter Mode (GCM) for Confidentiality and Authentication, Special Publication SP800-38D, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, November 2007.
- [77] NIST Recommendation for Pair-Wise Key Establishment Schemes Using Integer Factorization Cryptography, Special Publication SP800-56B Rev. 1, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, 10/2014

- [78] NIST Recommendation for Key Derivation through Extraction-then-Expansion, Special Publication SP800-56C, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, 11/2011
- [79] NIST Electronic Authentication Guideline, Special Publication SP800-63-2, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, 08/2013
- [80] NIST Recommendation for the Triple Data Encryption Algorithm (TDEA) Block Cipher, Special Publication SP800-67 Rev.1, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, 01/2012.
- [81] NIST Recommendation for Key Derivation Using Pseudorandom Functions, Special Publication SP800-108, National Institute of Standards and Technology, Technology Administration, U.S. Department of Commerce, 10/2009
- [82] P. Nguyen and I. Shparlinski. The insecurity of the elliptic curve signature algorithm with partially known nonces. *Designs, Codes and Cryptography*, Vol. 30, Number 2, 201-217, 2003.
- [83] J.F. Raymond, A. Stiglic, *Security Issues in the Diffie-Hellman Key Agreement Protocol*, IEEE Transactions on Information Theory, 2000
- [84] T.Kivinen, M. Kojo More Modular Exponential (MODP) Diffie-Hellman groups for Internet Key Exchange (IKE) *RFC 3526*, Mai 2003
- [85] S. Kent. IP Encapsulating Security Payload (ESP). *RFC 4303*, 2005.
- [86] R. Housley. Cryptographic Message Syntax (CMS). *RFC 5652*, 2009.
- [87] T. Ristenpart, S. Yilek, *When Good Randomness Goes Bad: Virtual Machine Reset Vulnerabilities and Hedging Deployed Cryptography* Proceedings of the Network and Distributed Systems Security Symposium - NDSS 2010, 2010
- [88] PKCS #1 v2.2: RSA Cryptographic Standard, 27.10.2012, <https://www.emc.com/emc-plus/rsa-labs/pkcs/files/h11300-wp-pkcs-1v2-2-rsa-cryptography-standard.pdf>
- [89] W. Schindler: *Funktionalitätsklassen und Evaluationsmethodologie für deterministische Zufallszahlengeneratoren*. Bundesamt für Sicherheit in der Informationstechnik, Version 2.0, 02.12.1999, frühere mathematisch-technische Anlage zu [2].² Verfügbar unter https://www.bsi.bund.de/SharedDocs/Downloads/DE/BSI/Zertifizierung/Interpretationen/AIS_20_Functionality_Classes_Evaluation_Methodology_DRNG_e.pdf
- [90] A. Shamir. *How to share a secret*. Communications of the ACM, Vol. 22 Issue 11 (1979), 612-613.
- [91] SOGIS, *SOGIS Agreed Cryptographic Mechanisms* Version 1.0, Mai 2016, URL: <http://www.sogisportal.eu/documents/cc/crypto/SOGIS-Agreed-Cryptographic-Mechanisms-1.0.pdf>
- [92] D. X. Song, D. Wagner, X. Tian, *Timing Analysis of Keystrokes and Timing Attacks on SSH*, Proceedings of the 10th USENIX Security Symposium, 2001

²noch relevant für Aspekte, die durch andere Anlagen von [2] nicht geregelt werden.

- [93] M. Stevens, *Attacks on Hash Functions and Applications*, Dissertation, Universität Leiden, 2012
- [94] M. Stevens, E. Bursztein, P. Karpman, A. Albertini, Y. Markov, (2017). *The first collision for full SHA-1*. IACR Cryptology ePrint Archive, 2017, 190.
- [95] P. Švenda, M. Nemeč, P. Sekan, R. Kvašňovský, D. Formánek, D. Komárek, V. Matyáš (2016), *The Million-Key Question—Investigating the Origins of RSA Public Keys*, In: 25th USENIX Security Symposium. Proceedings.
- [96] S. Vaudenay, *Security Flaws Induced by CBC Padding: Applications to SSL, IPSEC, WTLS...*, Eurocrypt 2002, LNCS 2332/2002, 534-545
- [97] X. Wang, Y.L. Yin, and H. Yu. Finding Collisions in the Full SHA-1. Crypto 2005, LNCS 3621/2005, 17-36.
- [98] atsec, *Dokumentation und Analyse des Linux-Pseudozufallszahlengenerators*, Studie im Auftrag des BSI, 2013, https://www.bsi.bund.de/DE/Publikationen/Studien/LinuxRNG/index_htm.html