Bundesamt
für Sicherheit in der
Informationstechnik

Eine Studie im Auftrag des
Bundesamtes für Sicherheit in der Informationstechnik (BSI)

Dokumentation und Analyse des Linux-Pseudozufallszahlengenerators

Version 5.5 / 2016-11-28

Zusammenfassung

Die Beurteilung der Eignung und Qualität kryptographischer Systeme ist in Deutschland Aufgabe des Bundesamtes für Sicherheit in der Informationstechnik (BSI), das daher auch diese Studie des Zufallszahlengenerators von Linux in Auftrag gegeben hat. Linux wird in vielen Servern, Desktopsystemen und mobilen, eingebetten IT-Geräten verwendet, die in sensiblen Bereichen von Wirtschaft und Verwaltung einschließlich der kritischen Infrastrukturen zum Einsatz kommen. Gute Zufallszahlen des LRNG sind somit eine Voraussetzung für die Sicherheit der Daten in Behörden und Unternehmen wie auch in den Endgeräten, die in den Haushalten der Bürger zum Einsatz kommen.

Der Betriebssystem-Kernel Linux stellt über die Gerätedateien /dev/random und /dev/urandom User-Space-Programmen eine Schnittstelle zu seinem Zufallszahlengenerator (LRNG) bereit. Dessen Funktionen, Eigenschaften und Nutzung werden im Rahmen dieser Analyse untersucht. Dazu gehören u. a. die Entropiegewinnung (d. h. Entropiequellen und deren Gerätetreiber), die Durchmischungs- und Ausgabefunktion des Linux-eigenen Entropiepools sowie die Übergabe an den User-Space (z. B. zu Anwendungsprogrammen).

Von besonderem Interesse ist bei dieser Untersuchung neben der Untersuchung der algorithmischen Anteile des LRNG die Abschätzung der Entropie der in den LRNG einfließenden Rohdaten: Es soll die Frage geklärt werden, ob der LRNG in der Lage ist, 100 Bit Entropie zeitnah, d.h. auch nach einem Systemstart, bereitzustellen.

Autoren

Stephan Müller, atsec information security GmbH

Gerald Krummeck, atsec information security GmbH

Mario Romsy, atsec information security GmbH

Dokumentation und Analyse des Linux-Pseudozufallszahlengenerators

Dokumentierte Linux Kernel Version 4.8

Ausführlich getestete Linux Kernel Version 4.0

BSI-Referenz

BSI-Titel: Analyse des Linux-RNG

BSI-Projektnummer: 966

Inhaltsverzeichnis

1 Einleitung

1.1 Motivation und Zielsetzung

Random numbers should not be generated with a method chosen at random.

Donald E.Knuth
The Art of Computer Programming

Kryptographische Verfahren sind heute unerlässlich für die Gewährleistung von Vertraulichkeit, Integrität und Authentizität digital verarbeiteter Daten. Zufallszahlen sind unverzichtbare Kern-Bestandteile dieser Krypto-Systeme. Sie werden für die Erzeugung kryptographisch sicherer Parameter, insbesondere des Schlüsselmaterials, benötigt und müssen daher auf ihre kryptographische Eignung hin untersucht und beurteilt werden. Nur so kann die Sicherheit der entsprechenden Krypto-Systeme gewährleistet werden.

Die Beurteilung der Eignung und Qualität kryptographischer Systeme ist in Deutschland Aufgabe des Bundesamtes für Sicherheit in der Informationstechnik (BSI), das daher auch diese Studie des Zufallszahlengenerators von Linux in Auftrag gegeben hat. Linux wird in vielen Servern, Desktopsystemen und mobilen, eingebetteten IT-Geräten verwendet, die in sensiblen Bereichen von Wirtschaft und Verwaltung einschließlich der kritischen Infrastrukturen zum Einsatz kommen. Gute Zufallszahlen des LRNG sind somit eine Voraussetzung für die Sicherheit der Daten in Behörden und Unternehmen wie auch in den Endgeräten, die in den Haushalten der Bürger zum Einsatz kommen.

Der Betriebssystem-Kern Linux stellt über die Gerätedateien /dev/random und /dev/urandom User-Space-Programmen eine Schnittstelle zu seinem Zufallszahlengenerator (LRNG) bereit. Dessen Funktionen, Eigenschaften und Nutzung werden im Rahmen dieser Analyse untersucht. Dazu gehören u. a. die Entropiegewinnung (d.h. Entropiequellen und deren Gerätetreiber), die Durchmischungs- und Ausgabefunktion des Linux-eigenen Entropiepools sowie die Übergabe an den User-Space (z. B. zu Anwendungsprogrammen).

Von besonderem Interesse ist bei dieser Untersuchung neben der Untersuchung der algorithmischen Anteile des LRNG die Abschätzung der Entropie der in den LRNG einfließenden Rohdaten: Es soll die Frage geklärt werden, ob der LRNG in der Lage ist, 100 Bit Entropie zeitnah, d.h. auch nach einem Systemstart, bereitzustellen.

Dieser Bericht wurde von der atsec information security GmbH im Auftrag des BSI unter der BSI-Projektnummer 966 angefertigt. Das BSI hält alle Rechte an diesem Dokument.

1.2 Methodik

Die vorliegende Dokumentation und Analyse des Linux-Pseudozufallszahlengenerators (kurz LRNG oder auch Linux-RNG) erfolgt für den Linux-Kern in der Version 4.0 auf Prozessoren mit Intel-Architektur (x86).

Die Struktur der Analyse orientiert sich dabei an der Vorgängeranalyse des LRNG für den Linux-Kern in der Version 2.6.21.5 aus dem Jahr 2007. Eine kurze Gegenüberstellung der Gemeinsamkeiten und Unterschiede zu [LLT07] ist in Anhang C zu finden.

Wie auch in [LLT07] soll hier untersucht werden, ob der LRNG für die Verwendung in einem sicherheitsrelevanten Umfeld eingesetzt werden kann. Dies erfordert insbesondere, dass die für die Erzeugung von Zufallszahlen eingesetzten Entropiequellen in der Lage sind, die vom Auftraggeber geforderten 100 Bit Entropie zeitnah – auch nach einem Systemstart – bereit zu stellen. Die Diskussion in Abschnitt 8.1 zeigt, dass diese Anforderung erfüllt wird.

Für eine etwas ausführlichere Zusammenfassung der Ergebnisse unserer Untersuchungen verweisen wir auf Kapitel 8.

Als Grundlage für die Untersuchungen in diesem Dokument dienen die folgenden Quellcode-Dateien des Linux-Kerns, in denen der LRNG implementiert ist:

- Kernfuntionalität: `drivers/char/random.c`
- Unterstützende Header-Datei: `include/linux/random.h`
- User Space API Header-Datei: `include/uapi/linux/random.h`
- Intel x86_64 RDRAND Unterstützung: `arch/x86/include/asm/archrandom.h`

1.3 Struktur des Dokuments

Diese Analyse enthält die folgenden Teile, welche größtenteils aufeinander aufbauen:

- Kapitel 2 beschreibt das Design des LRNG. Diese Beschreibung soll dem Leser helfen, die Messreihen zu interpretieren und die getroffenen Aussagen nachzuvollziehen.
- Kapitel 3 gibt einen kurzen Überblick über bekannte Analysen und Angriffe.
- In Kapitel 4 wird der LRNG auf Konformität zu den Anforderungen von NTG.1 und DRG.3 überprüft.
- In Kapitel 5 werden die Daten innerhalb der Entropie-Pools des LRNG experimentell auf eine gleichmäßige Verteilung untersucht. Zudem wird in weiteren Tests die Änderungsrate der Daten innerhalb der Entropie-Pools bestimmt und mit den theoretischen Werten verglichen. Alle Tests in diesem Kapitel wurden mit dem Linux-Kern 4.0 durchgeführt.
- Kapitel 6 betrachtet die Entropieschätzungen des LRNG. Dazu wird einerseits der zeitliche Verlauf der geschätzten Entropie gemessen. Andererseits werden die unterschiedlichen Hardware-Ereignisse und deren Entropie untersucht, wobei die Schätzungen auch mit theoretischen Werten verglichen werden. Alle Tests in diesem Kapitel wurden auf dem Kern 4.0 durchgeführt.
- Kapitel 7 zeigt einen Test über die interne Verwendung von Zufallszahlen. Da in den vorherigen Kapiteln deutlich wird, dass ein Einbringen eines Seeds zum Systemstart äußerst wünschenswert ist, folgt noch eine Diskussion über ein sinnvolle Größe des Seeds. Alle Tests in diesem Kapitel sind auf dem Kern 4.0 durchgeführt.
- Kapitel 8 gibt einen kurzen Überblick über die wichtigsten Ergebnisse.
- Anhang A beschreibt den verwendeten Analyseansatzes und erläutert die verwendeten Messinstrumente.
- Dieses Dokument soll regelmäßig bei dem Erscheinen von neuen Versionen des Linux-Kerns aktualisiert werden, Appendix B diskutiert diese Neuerungen. Falls relevante Änderungen in einem neuen Linux-Kern enthalten sind, werden die betroffenen Stellen in diesem Dokument entsprechend angepasst.
- Appendix C bietet eine kurze Gegenüberstellung dieses Dokuments mit der Analyse in [LLT07].
- Appendix D enthält ein kleines Glossar und die verwendeten Abkürzungen.

2 Design des Linux-RNG

2.1 Überblick

Der Linux-RNG ist ein Pseudozufallszahlengenerator, der Hardware-Ereignisse als Entropiequellen verwendet. Kurz zusammengefasst ist die Funktionsweise wie folgt: Nach Auftreten eines Hardware-Ereignisses wird das Ereignis auf seinen Entropiegehalt geschätzt und gegebenenfalls die dem Ereignis zugeordneten Ereigniswerte und Zeitstempel durch eine spezielle Funktion in den 4096 Bit großen primären Entropie-Pool, `input_pool` genannt, eingemischt. Dieser primäre Entropie-Pool speist auf Anforderung einen sekundären Entropie-Pool, `blocking_pool`, der 1024 Bit groß ist, sowie einem auf ChaCha20 basierten DRNG, wobei die ChaCha20 Implementierung sich aus RFC7539 Abschnitte 2.1 bis 2.3 ableitet – dies heißt, die Generierung des ChaCha20-Schlüsselstroms wird als Zufallszahl definiert. Wie im Linux Programmer Manual ([LPM10a]) beschrieben ist, stellt der Linux-Kern für die Extraktion von Zufallszahlen durch Prozesse des User-Space die folgenden Gerätedateien bereit

- `/dev/random und`
- `/dev/urandom,`

die auf `blocking_pool` beziehungsweise einen ChaCha20-DRNG `zugreifen.` Der Unterschied im Verhalten beider Gerätedateien besteht nach [LPM10a] im Blockieren (`/dev/random`) beziehungsweise dem fehlenden Blockieren (`/dev/urandom`) beim Auslesen von Zufallszahlen, falls nicht ausreichend Entropie vorhanden ist. Bei Anfragen an `/dev/random` und `/dev/urandom` werden dann Zufallszahlen durch eine komplexe Funktion, die insbesondere mehrfache Aufrufe von SHA-1 beziehungsweise ChaCha20 nutzt, aus den sekundären Entropie-Pools `blocking_pool` beziehungsweise dem ChaCha20-DRNG extrahiert. Als Entropie-Quellen dienen in der betrachteten Version des Linux-Kerns Blockgeräte (zum Beispiel Festplatten), Eingabegeräte (zum Beispiel Tastatur und Maus) und Interrupts.

2.1.1 Historischer Hintergrund

Die ursprüngliche Implementierung des Linux-RNG stammt von Theodore Ts'o aus dem Jahr 1994. Einige Designentscheidungen des LRNG sind vor dem Hintergrund der damals geltenden Exportbeschränkungen für kryptographische Verfahren zurückzuführen.

In einer Antwort [T06] auf die Arbeit von Gutterman et al. (siehe [GPR06]) erklärt Ts'o, dass aufgrund der zur Entwicklungszeit des LRNG geltenden Exportbeschränkungen der USA für Kryptographie auf den Einsatz von Verschlüsselungsalgorithmen zu Gunsten von kryptographischen Hashfunktionen, hier SHA-1, verzichtet wurde. Zudem wurde das System so gestaltet, dass auch ein Brechen der Kollisionsresistenz von SHA-1 nicht zu einer Kompromittierung des LRNG führt. Die Nutzung von ChaCha20 erfolgt seit Version 4.8 des Linux-Kerns.

2.1.2 Erste Bemerkungen

- Aktuelle Arbeiten zeigen, dass gerade im Bereich von Headless-Systemen, die beim ersten Systemstart Zufallszahlen für die Erzeugung von Schlüsseln benötigen, zu wenig Entropie vorhanden ist. Auch wenn von den Interrupts nicht viel Entropie zu erwarten ist, sollte die Verwendung der Interrupt-Ereignisse dieses Problem etwas abmildern.
- In den nachfolgenden Untersuchungen wird deutlich werden, dass sowohl beim Systemstart als auch im laufenden Betrieb (zum Teil durch - unserer Meinung nach - verschwenderischen Umgang) ein Mangel an vorhandener Entropie auftreten kann. In dieser Hinsicht sollten auch neue Entropie-Quellen erschlossen werden. Bei Serversystemen ist beispielsweise eine Nutzung von CPU-Temperatur und besser der Lüfterdrehzahlen denkbar. Moderne mobile Geräte bieten zudem mit Kameras, Mikrofonen und Lagesensoren eine breite Palette möglicher Rauschquellen.

2.2 Entropie-Pools

Der LRNG verwaltet zwei getrennte Entropie-Pools und einen DRNG basierend auf ChaCha20, um die gesammelte Entropie zu speichern und zu verarbeiten. Dabei sind die Instanzen des

fast_pools, welche in der folgenden Abbildung dargestellt werden, als ein Verarbeitungsschritt anzusehen und nicht als ein Entropiepool zu interpretieren.

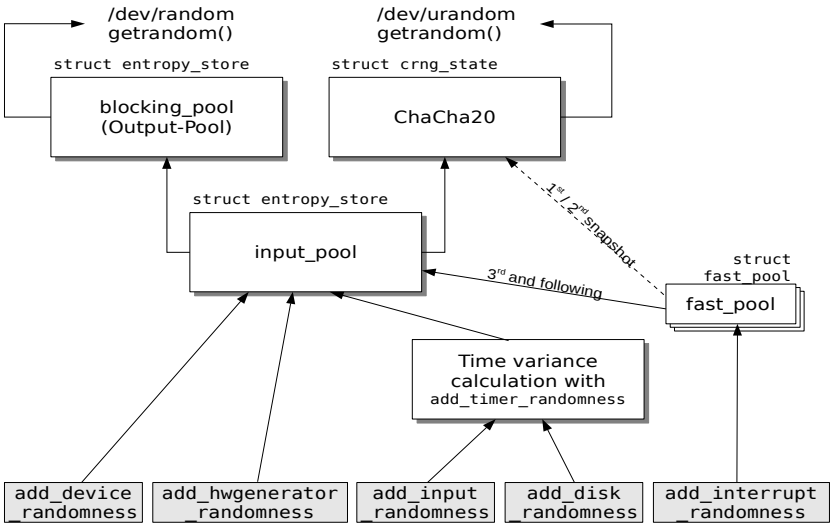


Abbildung 0: Beziehungen der Entropie-Pools und Rauschquellen

Abbildung 0 beschreibt die Beziehungen der verschiedenen Entropie-Pools und der Rauschquellen. Die Pfeile symbolisieren den Informationsfluss. Dabei sind die Rauschquellen grau schattiert.

Der LRNG verwaltet verschiedene Entropie-Pools, denen jeweils ein Zufallszahlengenerator zugeordnet ist. Diese separaten Zufallszahlengeneratoren stehen zueinander wie folgt in Beziehung – wie schon gesagt werden die `fast_pool`-Instanzen nicht als separate Entropiepools interpretiert und sind damit in der folgenden Liste nicht enthalten:

- **`input_pool`** bezeichnet den primären Zufallszahlengenerator, der die Entropie direkt aus den Hardware-Ereignissen verarbeitet. Auf diesen Pool kann aus dem User-Space nicht direkt zugegriffen werden. Er ist 4096 Bit groß.
- Vom `input_pool` werden zwei sekundäre Zufallszahlengeneratoren gespeist, wobei der eine als **`blocking_pool`** bezeichnet wird und der zweite der ChaCha20-DRNG ist. Vom User-Space aus wird der `blocking_pool` über die Gerätedatei `/dev/random` zur Verfügung gestellt. Dieser Pool ist 1024 Bit groß. Zusätzlich wird ein DRNG, basierend auf dem ChaCha20-Algorithmus verwendet, der /dev/urandom speist. Der ChaCha20-DRNG hat einen internen Zustand mit einer Größe von 512 Bits, verwendet aber nur 256 Bit davon für die Entropiedaten aus dem `input_pool`.

2.3 Verwaltung der Pools

Die Implementierung des LRNG instanziiert eine separate Datenstruktur für jeden der beiden in Abschnitt 2.2 diskutierten Pools. Für alle Pools wird die gleiche Datenstruktur verwendet, die die folgenden wichtigen Informationen enthält:

```
struct entropy_store {
        /* read-only data: */
        const struct poolinfo *poolinfo;
        __u32 *pool;
...
        struct entropy_store *pull;
...
        unsigned short add_ptr;
        unsigned short input_rotate;
        int entropy_count;
        int entropy_total;
        unsigned int initialized:1;
        __u8 last_data[EXTRACT_SIZE];
};
```

Quellcode 1: drivers/char/random.c

Die Variablen in der Datenstruktur haben die folgende Bedeutung:

- Die Variable **poolinfo** enthält die Referenz auf das Polynom, welches für die Implementierung des linearen Schieberegisters verwendet wird. Derzeitig werden zwei verschiedene Polynome verwendet: eines für das Verarbeiten von Änderungen von input_pool, das andere für die Steuerung des blocking_pool. Weitere Informationen, wie die Polynome angewendet werden, werden in Abschnitt 2.5.2 diskutiert. Der folgende Quellcode erklärt die Definition der Polynome – dabei ist zu beachten, dass der erste Wert die Anzahl der 32 Bit Integer-Zahlen angibt und die folgenden Werte das Polynom definieren:

```
static struct poolinfo {
        int poolbitshift, poolwords, poolbytes, poolbits, poolfracbits;
#define S(x) ilog2(x)+5, (x), (x)*4, (x)*32, (x) << (ENTROPY_SHIFT+5)
        int tap1, tap2, tap3, tap4, tap5;
} poolinfo_table[] = {
        /* x^128 + x^104 + x^76 + x^51 +x^25 + x + 1 */
        { S(128),       104,    76,     51,     25,     1 },
        /* x^32 + x^26 + x^19 + x^14 + x^7 + x + 1 */
        { S(32),        26,     19,     14,     7,      1 },
```

Quellcode 2: drivers/char/random.c

- Die Variable **pool** enthält den Zeiger auf die globale Variable, die den tatsächlichen Entropie-Pool umfasst. Der folgende Quellcode-Block zeigt die Definition der Pools für input_pool und blocking_pool. Während der Initialisierung des LRNG werden die Zeiger auf diese globalen Variablen in die jeweilige Instanz der Variable pool ge-schrieben.

```
#define INPUT_POOL_WORDS 128
#define OUTPUT_POOL_WORDS 32
…
static __u32 input_pool_data[INPUT_POOL_WORDS];
static __u32 blocking_pool_data[OUTPUT_POOL_WORDS];
```

Quellcode 3: drivers/char/random.c

- Der Wert von **pull** ist ein Zeiger auf den primären Zufallszahlengenerator. Entsprechend der Diskussion in Abschnitt 2.6 enthält diese Variable den Wert NULL für input_pool. Hingegen ist der Wert in blocking_pool eine Referenz auf input_pool.

- In der Variable **add_ptr** wird ein Index gespeichert, der auf die Integer-Zahl im Entropie-Pool zeigt, die bei dem vorangegangenen Hinzufügen von Werten in den Pool als letzte modifiziert wurde. Mittels dieses Zeigers verschiebt sich das „Fenster“ des Schieberegisters, wenn Werte in den Pool eingefügt werden. Weitere Informationen, wie Daten zu den Pools hinzugefügt werden, enthält Abschnitt 2.5.2.
- Die Integer-Zahl **entropy_count** enthält die geschätzte Entropie (in Bits) des Pools. Der Wert wird anhand der Heuristiken des LRNG vergrößert, wenn neue Werte zum Pool hinzugefügt werden, und verkleinert, wenn Zufallszahlen aus dem Pool abgerufen werden. Dieser Wert symbolisiert die Entropie, welche von dem jeweiligen Pool entsprechend der Heuristiken des LRNG angenommen wird.
- Die Variable **input_rotate** enthält den Rotationswert für die Eingangsdaten. Dieser Wert wird beim Hinzufügen von neuen Daten in den Pool benötigt, wie in Abschnitt 2.5.2 dargelegt.
- Die Variable **entropy_total** enthält einen Zähler, der die gesamte Entropie, die für einen Entropie-Pool erzeugt wurde, bis zum Überschreiten der Schranke von 128 (Bit) aufsummiert. Dieser Zähler wird dazu verwendet, die `initialized` Variable auf 1 (true) zu setzen, wenn der Zähler 128 (Bit) überschreitet.
- Bei der Implementierung der Funktion `add_interrupt_randomness` wird die Variable **initialized** des `input_pool` verwendet, um im laufenden Betrieb neu hinzukommende Entropie während der Initialisierung direkt in den ChaCha20-DRNG zu leiten[1].
- Die Variable **last_state** enthält die letzte Zufallszahl, welche aus dem entsprechenden Pool erzeugt wurde. Diese Variable wird für den FIPS 140-2 „Continuous Self Test“ verwendet und wird nur initialisiert, wenn der Kern im FIPS-Modus gestartet wurde.

Die besprochene Datenstruktur wird während der Übersetzung des Quellcodes für jeden der Pools initialisiert.

2.3.1 Verwaltung des ChaCha20-DRNG

Der ChaCha20-DRNG basiert auf der gleichnamigen Stromchiffre von Daniel Bernstein ([ChaCha20]). Er nutzt als internen Zustand die Datenstruktur-Definition entsprechend [RFC7539] Abschnitt 2.3. Das folgende Bild stellt auf der linken Seite grau markiert diese Datenstruktur dar, wobei jedes Rechteck einen 32-Bit-Wert darstellt.

1 Es muss festgestellt werden, dass diese LRNG-Funktionalität für auf OpenSSL basierende Software notwendig ist. Leider ist der DRNG von OpenSSL so implementiert, dass er sich niemals automatisch einen neuen Seed holt. Damit laufen alle Programme auf OpenSSL-Basis standardmäßig mit dem Seed, der beim Starten der Programme gelesen wurde. Falls der zu wenig Entropie enthält, enthält der DRNG von OpenSSL für die gesamte Laufzeit zu wenig Entropie. Dieses Problem soll mit der LRNG-Funktionalität etwas gelindert werden. Richtig wäre aber eine Änderung im OpenSSL-DRNG, die ein Re-Seeding implementiert.

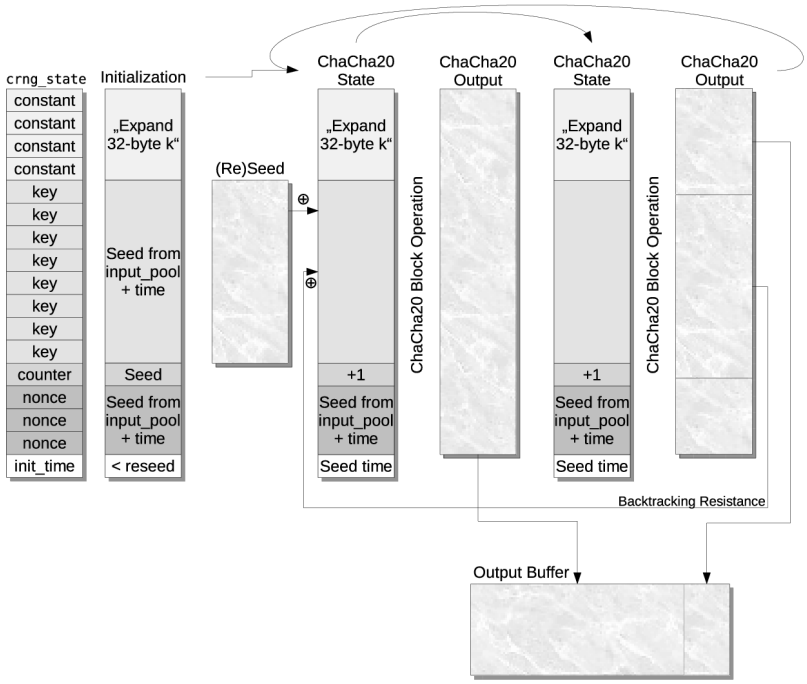


Abbildung 1: ChaCha20-DRNG

Diese Datenstruktur wird wie folgt initialisiert:

- Die 4 „Konstanten“ werden mit der ASCII-Zeichenkette „Expand 32-byte K“ gefüllt. Diese Konstanten werden sich zur Laufzeit des DRNG nicht verändern.
- Die restlichen Wörter werden mit den vorhandenen Daten des `input_pools` gefüllt, welche mit einen hochauflösenden Zeitstempel XORiert werden.

Hiermit ist der ChaCha20-DRNG betriebsbereit und kann Anfragen beantworten. Es sollte dem Leser aber klar sein, dass nach der Initialisierung kaum Entropie im ChaCha20-DRNG vorhanden ist. Dies wird mit folgendem Seed-/Reseed-Ansatz angegangen:

1. Wenn nach dem Starten des Kerns ein fast_pool, welcher in Kapitel 2.5.1.2 näher erläutert wird, 64 Interrupts erhalten hat, wird dessen Inhalt sofort als Seed mit den 8 Wörtern des ChaCha20-Schlüssels XORiert. Dies passiert wieder, wenn ein `fast_pool` einen zweiten Satz mit 64 Interrupts vorliegen hat. Ab diesem Zeitpunkt werden Daten aus den `fast_pools` in den `input_pool` eingemischt. Die Idee hinter diesem Ansatz ist die folgende:
   - Die 128 Interrupts können während der Bootzeit des Kerns beziehungsweise kurz nach dem Starten des User Space gesammelt werden, um ein Seeding des ChaCha20-DRNG mit Zufallsdaten sicherzustellen.
   - Aufgrund der separaten Verwendung der ersten 128 Interrupts als Seed für den ChaCha20-DRNG, ohne dass auch Blockgeräte- oder HID-Rauschquellen verwendet werden, spielt die Korrelation zwischen der Interruptrauschquelle und der HID-/Blockgeräterauschquelle keine Rolle.
   - Wenn man annimmt, dass jeder Interrupt mindestens ein Bit an Entropie liefert, dann kann man ableiten, dass der ChaCha20-DRNG während des Bootens bereits ausreichend Entropie erhält. Tests aus der BSI-Studie über Zufallszahlengeneratoren in virtuellen Umgebungen ([ZiVM16]) haben gezeigt, dass auf x86-Systemen 128 Interrupts nach ca. 1 bis 1,5 Sekunden vorliegen. Diese Tests zeigen auch, dass die Interruptrauschquelle mehr als 1 Bit Entropie pro Interrupt liefert.
2. Während der Laufzeit findet ein ausschließlich zeitgesteuertes Reseeding statt. 5 Minuten nach dem letzten Seeding versucht der ChaCha20-DRNG 256 Bits aus dem `input_pool` zu holen, um ein Reseeding durchzuführen. Wenn der input_pool aufgrund unzureichender Entropie weniger Daten liefert, dann nutzt der ChaCha20-DRNG die

bereitgestellte Datenmenge. Da das Reseeding in den alten Zustand eingemischt wird, verschlechtert sich bei weniger als 256 Bit der Entropiegehalt des Pools nicht.

Der ChaCha20-DRNG erzeugt Zufallszahlen, indem die ChaCha20-Blockoperation verwendet wird. Die resultierenden Daten aus einer ChaCha20-Blockoperation sind bereits die Zufallszahlen, die in den Datenpuffer des Aufrufers kopiert werden. Falls der Datenpuffer kleiner ist, als die Datengröße der ChaCha20-Blockoperation (512 Bits), dann werden die überflüssigen Bits auf der rechten Seite (Least Significant Bits) weggelassen. Falls der Puffer aber größer ist, werden entsprechend weitere ChaCha20-Blockoperationen ausgeführt und die resultierenden Daten mit den vorherigen konkateniert, bis der Puffer gefüllt ist.

Nachdem ein Outputpuffer gefüllt wurde, werden zur Sicherstellung einer Enhanced Backtracking Resistance 256 Bits nicht genutzte ChaCha20-Ausgabedaten mit den 8 Wörtern des ChaCha20-Schlüssels XORiert. Falls weniger als 256 Bits zur Verfügung sind, wird vorher eine weitere ChaCha20-Blockoperation durchgeführt, damit genügend Zufallsdaten vorliegen.

Falls die zugrundeliegende Hardware ein NUMA System ist, werden mehrere ChaCha20-DRNGs wie folgt instantiiert:

- Es wird ein primärer ChaCha20-DRNG angelegt, der seine Entropie aus den `input_pool` erhält. Diese Instanz ist weder mit `/dev/urandom` noch mit der Kern-internen Funktion `get_random_bytes` verbunden.
- Pro NUMA-Node wird ein sekundärer ChaCha20-DRNG angelegt, welcher die Entropie aus dem primären ChaCha20-DRNG bezieht. Wenn nun ein Aufrufer entweder über `/dev/urandom` oder über die Kern-internen Funktion `get_random_bytes` Zufallsdaten beziehen will, wählt der LRNG die für die entsprechende NUMA-Node relevante ChaCha20-DRNG-Instanz zur Generierung dieser Daten aus.

2.3.2 Verwaltung der Zeitvarianzen pro Rauschquelle

Für jede Hardware-Rauschquelle verwaltet der Kernel eine eigene Datenstruktur-Instanz, um die Zeitvarianzen von Ereignissen genau dieser Quelle zu zuordnen.

Abbildung 0 zeigt die drei Klassen von Rauschquellen. Für jede dieser Klassen instantiiert der Kern die Datenstruktur für die Zeitvarianzen wie folgt:

- Eingabegeräte (Geräte, die die „Konsole“ des Systems definieren: Tastatur, Maus, Tablet, etc.): Der Kern erzeugt eine Instanz der Datenstruktur für alle Eingabegeräte zusammen, d.h. die Zeitvarianzen der Ereignisse aller Eingabegeräte werden gemessen. Damit wird die Gesamtheit aller Eingabegeräte als eine Rauschquelle angesehen.
- Speichermedien: Pro Speichermedium wird eine Instanz der Datenstruktur vorgehalten. Dies bedeutet, dass die Zeitvarianzen der Ereignisse pro physischen Speichermedium gespeichert werden. Damit wird ein einzelnes physisches Speichermedium (z.B. eine Festplatte) als eine Rauschquelle definiert.
- Interrupts: Pro verwendetem IRQ wird eine Instanz der Datenstruktur vorgehalten. Demzufolge werden die Zeitvarianzen der Ereignisse pro IRQ gemessen. Dies bedeutet, dass ein IRQ eine Rauschquelle darstellt.

Die Datenstruktur für die Zeitvarianzen enthält die folgenden Informationen:

```
/* There is one of these per entropy source */
struct timer_rand_state {
        cycles_t last_time;
        long last_delta, last_delta2;
        unsigned dont_count_entropy:1;
};
```

Quellcode 4: `drivers/char/random.c`

Die Variablen `last_time`, `last_delta` und `last_delta2` werden für die Berechnung der Entropie verwendet. Abschnitt 2.5.3 erörtert die Bedeutung der Werte in diesen Variablen.

Die Variable dont_count_entropy ist derzeit bedeutungslos, da sie immer auf den Wert 0 gesetzt wird. Nur wenn dieser Wert 0 ist, wird ein Ereignis der entsprechenden Rauschquelle als neue Entropie verwendet.

2.4 Implementierung der Schnittstellen zum User Space

Die Gerätedateien /dev/random und /dev/urandom werden im Kern registriert, indem die Dateisystemoperationen definiert werden – die Datenstruktur mit den Funktionszeigern, welche die verschiedenen Dateioperationen implementieren, wird gefüllt. Beide Gerätedateien werden mit dem folgenden Code registriert:

```
static const struct memdev {
        const char *name;
        mode_t mode;
        const struct file_operations *fops;
        struct backing_dev_info *dev_info;
} devlist[] = {
…
         [8] = { "random", 0666, &random_fops, NULL },
         [9] = { "urandom", 0666, &urandom_fops, NULL },
```

Quellcode 5: drivers/char/mem.c

Alle Gerätedefinitionen in der Variable devlist werden während des Startens des Kerns mittels der Funktion chr_dev_init aktiviert.

Die Dateioperationen für /dev/random sind folgende:

```
const struct file_operations random_fops = {
        .read  = random_read,
        .write = random_write,
        .poll  = random_poll,
        .unlocked_ioctl = random_ioctl,
        .fasync = random_fasync,
        .llseek = noop_llseek,
};
```

Quellcode 6: drivers/char/random.c

Die sehr ähnlichen, aber nicht gleichen Dateioperationen werden für /dev/urandom definiert:

```
const struct file_operations urandom_fops = {
        .read  = urandom_read,
        .write = random_write,
        .unlocked_ioctl = random_ioctl,
        .fasync = random_fasync,
        .llseek = noop_llseek,
};
```

Quellcode 7: drivers/char/random.c

Im Folgenden werden die einzelnen Dateioperationen näher erläutert.

Zusätzlich zu den Gerätedateien bietet der Kern den Systemaufruf getrandom(2) an. Dieser Systemaufruf ist konzeptionell identisch mit der /dev/random-Gerätedatei, wenn das Flag GRND_RANDOM vom Aufrufer spezifiziert wurde. Ohne dieses Flag ist der Systemaufruf identisch mit /dev/urandom. Der LRNG nutzt für den Systemaufruf die gleiche Lesefunktion wie bei /dev/random beziehungsweise /dev/urandom: random_read beziehungsweise urandom_read.

2.4.1 random_poll

Der Systemaufruf `poll` erlaubt Prozessen, sich vom Kern aufwecken zu lassen, entsprechend der gesetzten Optionen beim Systemaufruf (Lesen oder Schreiben). Diese Dateioperation wird ausschließlich für `/dev/random` unterstützt:

- `poll` für Lesen: Wenn die Entropieschätzung für den `input_pool` größer ist als ein bestimmter Referenzwert, weckt der Kern den entsprechenden Prozess auf. Dieser Mechanismus erlaubt Prozessen zu schlafen, falls nur unzureichend Entropie für `/dev/random` zur Verfügung steht – in diesem Fall würde die Nutzung des read-Systemaufrufs den gesamten Prozess blockieren. Der Referenzwert kann zur Laufzeit des Kerns verändert werden, indem eine positive Integer-Zahl in die virtuelle Datei `/proc/sys/kernel/random/read_wakeup_threshold` geschrieben wird. Wenn der Prozess die Option POLLIN mit dem Systemaufruf `poll` nutzt, wird der Prozess in die Lesewarteschlange auf die Gerätedateien eingereiht. Siehe [LPM10b] für weiterführende Informationen.
- `poll` für Schreiben: Wenn die Entropieschätzung für den `input_pool` unter einen Referenzwert fällt, weckt der Kern den entsprechenden Prozess auf. Dieser Systemaufruf ist für Prozesse interessant, welche Entropie generieren und dem Kern übergeben: nur wenn die Entropie im Kern zu niedrig ist, muss ein eventuell vorhandener Entropie-Prozess aufgeweckt werden. Ansonsten schläft dieser und nutzt keine weitere CPU-Zeit. Der Referenzwert kann zur Laufzeit des Kerns verändert werden, indem eine positive Integer-Zahl in die virtuelle Datei `/proc/sys/kernel/random/write_wakeup_threshold` geschrieben wird. Wenn der Prozess die Option POLLOUT mit dem Systemaufruf `poll` nutzt, wird der Prozess in die Warteschlange für Schreibvorgänge auf die Gerätedateien eingereiht. Siehe [LPM10b] für weiterführende Informationen.

2.4.2 Lesen und Schreiben

Die Schreibfunktion `random_write`, die sowohl für `/dev/random`, als auch für `/dev/urandom` definiert ist, wird im Abschnitt 2.5.1.9 näher erläutert.

Die Lesefunktionen `random_read` für `/dev/random` und `urandom_read` für `/dev/urandom` werden im Abschnitt 2.6.1 dargestellt.

2.4.3 IOCTLs

IOCTL ist eine Abkürzung für input/output control und bezeichnet in vielen Betriebssystemen (einschließlich Linux) Systemaufrufe für gerätespezifische Operationen. Zur genauen Spezifikation der gewünschten Operation wird vom Aufrufer dabei als Parameter ein Request-Code übergeben.

Für beide Gerätedateien wird die gleiche Funktion für die Bearbeitung von IOCTLs registriert: `random_ioctl.` Demzufolge sind für beide Dateien die gleichen IOCTLs nutzbar, welche in Tabelle 1 spezifiziert sind. Diese Tabelle listet in der linken Spalte den Namen des IOCTLs auf. In der Spalte „Privileg“ werden gegebenenfalls geforderte Capabilities des Prozesses spezifiziert (wenn mindestens eine Capability definiert ist, muss der Prozess als privilegiert im System angesehen werden). Die rechte Spalte erklärt den jeweiligen Aufruf.

IOCTL	Privileg	Erklärung
RNDGETENTCNT	–	Lesen der Entropieschätzung des `input_pool`.
RNDADDTOENTCNT	CAP_SYS_ADMIN	Die vom aufrufenden Prozess angegebene Integer-Zahl wird zur Entropieschätzung des `input_pool` entsprechend Quellcode addiert.
RNDADDENTROPY	CAP_SYS_ADMIN	Die vom aufrufenden Prozess übergebenen Werte werden zu dem `input_pool` auf gleiche Weise wie in Abschnitt 2.5.1.9 beschrieben hinzugefügt. Zusätzlich wird eine vom aufrufenden Prozess angegebene Integer-Zahl zur Entropieschätzung des `input_pool` entsprechend Quellcode 25 addiert.
RNDZAPENTCNT	CAP_SYS_ADMIN	Alle Entropie-Schätzer der Entropie-Pools werden auf Null gesetzt. Die Inhalte der Entropie-Pools werden nicht verändert.
RNDCLEARPOOL	CAP_SYS_ADMIN	Siehe RNDZAPENTCNT.

Tabelle 1: IOCTLs für `/dev/random` und `/dev/urandom`

2.4.4 fasync

Für die beiden Gerätedateien `/dev/random` und `/dev/urandom` wird die generische Kernfunktion für den Systemaufruf `fasync` genutzt und registriert.

Die fasync Option beim open Systemaufruf wird für asynchrones Aufwecken beim Eintreffen von vorgegebenen Ereignissen verwendet. Es ist zur Zeit unklar, inwieweit dieser Systemaufruf für `/dev/random` oder `/dev/urandom` relevant ist. Die Autoren haben noch keine User-Space-Implementierungen gesehen, welche diesen Systemaufruf mit `/dev/random` oder `/dev/urandom` nutzt.

2.5 Entropie

Das Ziel des LRNG ist:

- das Sammeln von Entropie von verschiedenen Hardwarekomponenten,
- das Hinzufügen der gesammelten Daten in die verschiedenen Pools, und
- die Schätzung der Entropie der gesammelten Daten.

Die folgenden Abschnitte erläutern diese Schritte.

2.5.1 Sammlung von Entropie

Der LRNG definiert Funktionen zur Sammlung von Entropie, welche vom Rest des Kerns verwendet werden können. Diese Funktionen werden an wohldefinierten Quellcode-Abschnitten aufgerufen, um Hardware-Ereignisse zu registrieren und zu sammeln. Sowohl diese Ereignisse, als auch die präzise Ereigniszeit, basierend auf einem hochauflösenden Zeitgeber, werden verwendet, um den `input_pool` zu durchmischen.

Wie im unteren Teil der Abbildung 0 zu sehen ist, werden verschiedene Sammelfunktionen definiert, welche jeweils für eine Klasse von Hardware-Ereignissen zu verwenden sind. Die folgenden Unterabschnitte erläutern jede dieser Sammelfunktionen.

Die in den folgenden Kapiteln speziell markierten Werte identifizieren die Roh-Entropie, welche zum `input_pool` hinzugefügt wird. Auf der Qualität dieser Roh-Entropie basiert die Stärke des vorliegenden LRNGs.

2.5.1.1 add_input_randomness

Die Input-Schicht des Kerns behandelt alle Eingabegeräte, welche lokal angeschlossen sind. Dazu zählen Tastaturen, Mäuse oder Tablets. Wenn der Kern ein Ereignis an einem der Eingabegeräte registriert – zum Beispiel das Drücken oder Loslassen einer Taste oder das Bewegen

der Maus pro Rasterpunkt – ruft der Kern die Funktion add_input_randomness auf, um das Ereignis dem LRNG zu melden.

Jedes Ereignis hat einen bestimmten Wert. So zum Beispiel hat jede Taste einen Key Code[2], welcher dem LRNG mittels add_input_randomness übergeben wird. Oder wenn die Maus bewegt wird, hat jede Dimension (z.B. links, rechts) und jede Richtung (z.B. vor, zurück) der Maus einen eigenen Wert.

Die Funktion add_input_randomness vergleicht den Wert eines aufgenommenen Ereignisses mit dem des vorherigen Ereignisses. Wenn das vorherige Ereignis den gleichen Wert aufweist (z.B. wenn die Maus 2 Rastereinheiten in die gleiche Richtung bewegt wird), wird das neue Ereignis verworfen. Ansonsten wird das Ereignis in den input_pool hinzugefügt. Folgender Quellcode zeigt die wichtigen Schritte:

```
void add_input_randomness(unsigned int type, unsigned int code,
                                  unsigned int value)
{
        static unsigned char last_value;

        /* ignore autorepeat and the like */
        if (value == last_value)
                return;
...
        last_value = value;
        add_timer_randomness(&input_timer_state,
                             (type << 4) ^ code ^ (code >> 4) ^ value);
}
```

Quellcode 8: drivers/char/random.c

Der aufgezeigte Code enthält keine Locks, welche die Prüfung auf den Wert des vorherigen Ereignisses gegen gleichzeitig auftretende Ereignisse auf anderen CPUs schützen. Dies ist aber akzeptabel, da im schlimmsten Falle ein Ereignis nicht verworfen wird, das möglicherweise hätte verworfen werden können. Da es bei gleichzeitig auftretenden Ereignissen kaum möglich ist zu sagen, in welcher Reihenfolge diese Ereignisse zu bearbeiten sind, ist der Verzicht auf Locks unkritisch.

Die Funktion add_input_randomness nutzt die folgenden Daten, um einen Ereigniswert zu berechnen, welcher entsprechend Abschnitt 2.5.1.6 weiterverwendet wird:

4 niedrigstwertigste Bits des Ereignistyps
⊕
4 höchstwertigste Bits des Ereigniscodes
⊕
Ereigniswert

Dieser Ereigniswert wird mittels statistischer Analysemethoden in Abschnitt 6.2 auf dessen Qualität untersucht.

Die Zeitvarianzen für die Ereignisse von Eingabegeräten werden in der Datenstruktur input_timer_state gespeichert, welche in Abschnitt 2.3.2 bereits angesprochen wurde.

2.5.1.2 add_interrupt_randomness

Wie der Name richtig suggeriert, werden hier Hardware-Interrupts als Entropiequelle verwendet.

Bevor die Quellcode-Diskussion startet, muss das Konzept der Behandlung von Interrupts geklärt werden. Erst damit ist der Quellcode vollständig zu verstehen.

Die Behandlung kann mit folgender Abbildung erklärt werden:

2 Wenn man präzise ist, hat jede Taste zwei Key Codes: einen, wenn man die Taste drückt und einen, wenn man die Taste loslässt.

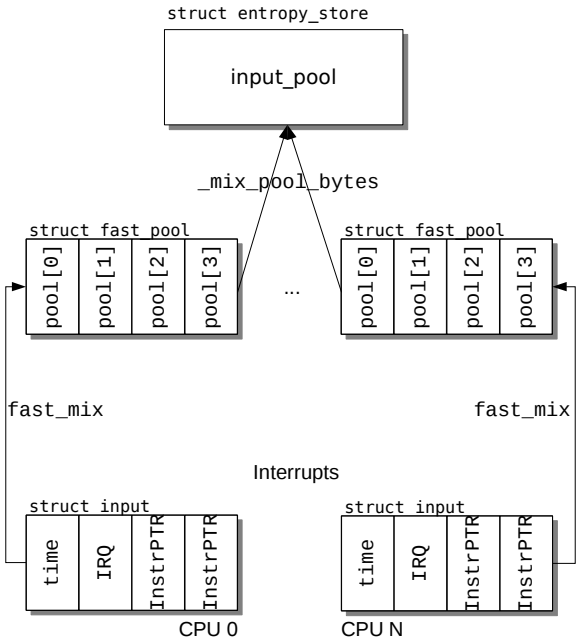


Abbildung 2: fast_pool und input_pool

Der LRNG definiert einen „kleinen Bruder“ der großen Entropie-Pools: den `fast_pool`. Dieser `fast_pool` umfasst vier u32-Wörter und umfasst damit 128 Bit. Des Weiteren wird für den `fast_pool` die Variable `rotate` vorgehalten, die konzeptionell identisch mit der `input_rotate` Variable des großen Entropie-Pools ist.

Pro CPU wird eine Instanz des `fast_pool` angelegt. Je nachdem auf welcher CPU ein Interrupt auftritt wird der `fast_pool` für diese CPU verwendet. Die Ereigniswerte und Zeitstempel jedes Interrupts werden in die jeweiligen `fast_pools` eingemischt. Nach einer gewissen Anzahl von Interrupts, die zu einem `fast_pool` hinzugefügt wurden, wird der Inhalt dieses `fast_pools` direkt in den `input_pool` eingemischt. Damit umgeht die Funktion `add_interrupt_randomness` die Zeitstempelfunktion `add_timer_randomness`, die von den anderen Entropiesammelfuntionen verwendet wird.

Die zentrale Interrupt-Behandlung im Linux-Kern ruft `add_interrupt_randomness` beim Eintreffen eines Interrupts auf. Der folgende Quellcode zeigt, wie ein Interrupt-Ereignis verarbeitet wird:

```
void add_interrupt_randomness(int irq, int irq_flags)
{
...
        struct fast_pool        *fast_pool = &__get_cpu_var(irq_randomness);
        struct pt_regs          *regs = get_irq_regs();
        unsigned long           now = jiffies;
        cycles_t                cycles = random_get_entropy();
        __u32                   c_high, j_high;
        __u64                   ip;
...
        c_high = (sizeof(cycles) > 4) ? cycles >> 32 : 0;
        j_high = (sizeof(now) > 4) ? now >> 32 : 0;
        fast_pool->pool[0] ^= cycles ^ j_high ^ irq;
        fast_pool->pool[1] ^= now ^ c_high;
        ip = regs ? instruction_pointer(regs) : _RET_IP_;
        fast_pool->pool[2] ^= ip;
        fast_pool->pool[3] ^= (sizeof(ip) > 4) ? ip >> 32 :
                get_reg(fast_pool, regs);

        fast_mix(fast_pool);
```

Quellcode 9: drivers/char/random.c

Als erster Schritt wird eine Referenz auf die fast_pool-Instanz geholt, welche zur aktuellen CPU gehört. Es ist zu beachten, dass die Top-Halves, welche die Interrupts bearbeiten und die Entropiesammelfunktion aufrufen, ebenfalls CPU-gebunden sind. Dies bedeutet, dass ein Interrupt für ein Gerät üblicherweise immer von der gleichen CPU bearbeitet wird.

Anschließend wird die input-Datenstruktur aufgebaut, die den Interrupt beschreibt und in den fast_pool eingemischt werden soll. Diese input-Datenstruktur enthält vier u32-Wörter:

- fast_pool->pool[0]: Dieses Wort ist der mittels XOR kombinierten Wert aus den unteren 32 Bit der Prozessorzyklen, den oberen 32 Bit der Jiffies und des Interrupt-Werts zusammen mit dem vorhandenen Wert des fast_pools. Details zu diesen beiden Zeitwerten werden in Abschnitt 2.5.1.6 diskutiert. Im Gegensatz zur Bestimmung der Zeitvarianz von Hardware-Ereignissen entsprechend Abschnitt 2.5.1.6 werden hier absolute Zeitwerte verarbeitet.
- fast_pool->pool[1]: Die unteren 32 Bit der Jiffies werden verwendet, welche mittels XOR mit den oberen 32 Bit der Prozessorzyklen und dem vorhandenen Wert des fast_pools verknüpft werden.
- fast_pool->pool[2] und fast_pool->pool[3]: Der 64-Bit-Wert des Interrupt-Instruktionsszeigers wird mit den 2 32-Bit Werten des fast_pools mittels XOR verknüpft. Falls der Wert nicht zur Verfügung steht, wird die Rücksprungadresse der add_interrupt_randomness-Funktion verwendet und ist damit statisch für das entsprechende Kern-Binary bzw. Kern-Modul.

Die veränderten Werte der fast_pool-Wörter werden nun in der Funktion fast_mix durchmischt. Folgender Code verdeutlicht dies:

```
static void fast_mix(struct fast_pool *f, const void *in, int nbytes)
{
        __u32 a = f->pool[0],   b = f->pool[1];
        __u32 c = f->pool[2],   d = f->pool[3];

        a += b;                 c += d;
        b = rol32(a, 6);        d = rol32(c, 27);
        d ^= a;                 b ^= c;

        a += b;                 c += d;
        b = rol32(a, 16);       d = rol32(c, 14);
        d ^= a;                 b ^= c;

        a += b;                 c += d;
        b = rol32(a, 6);        d = rol32(c, 27);
        d ^= a;                 b ^= c;

        a += b;                 c += d;
        b = rol32(a, 16);       d = rol32(c, 14);
        d ^= a;                 b ^= c;

        f->pool[0] = a;  f->pool[1] = b;
        f->pool[2] = c;  f->pool[3] = d;
        f->count++;
}
```

Quellcode 10: drivers/char/random.c

Die Implementierung von `fast_mix` verknüpft die vier 32-Bit-Werte in mehreren Schritten miteinander in einer Art und Weise, dass alle vier Werte gleichmäßig verändert werden.

Das Mischen der `fast_pool`-Instanzen stellt aber noch nicht die Verbindung zum Entropie-Pool `input_pool` her. Dies geschieht durch folgenden Code:

```
void add_interrupt_randomness(int irq, int irq_flags)
{
...
        unsigned long           seed;
        int                     credit;
...
       if (!crng_ready()) {
               if ((fast_pool->count >= 64) &&
                   crng_fast_load((char *) fast_pool->pool,
                                  sizeof(fast_pool->pool))) {
                       fast_pool->count = 0;
                       fast_pool->last = now;
               }
               return;
       }


       r = &input_pool;

        fast_pool->last = now;

        __mix_pool_bytes(r, &fast_pool->pool, sizeof(fast_pool->pool), NULL);

        /*
         * If we have architectural seed generator, produce a seed and
         * add it to the pool.  For the sake of paranoia don't let the
         * architectural seed generator dominate the input from the
         * interrupt noise.
         */
        if (arch_get_random_seed_long(&seed)) {
                __mix_pool_bytes(r, &seed, sizeof(seed));
                credit = 1;
        }
...
        credit_entropy_bits(r, credit + 1);
}
```

Quellcode 11: drivers/char/random.c

Der Code, der die Verbindung zu den Entropie-Pools darstellt, wird nur ausgeführt, wenn folgende Bedingungen für den betrachteten `fast_pool` erfüllt sind:

- Es wurden genau 64 Interrupts in den Pool eingemischt.
- Das letzte Einmischen des `fast_pools` in den Entropie-Pool muss mindestens so lange zurückliegen, wie die Variable HZ groß ist, wobei HZ eine Variable ist, die zur Kompilierzeit gesetzt wird. Standardmäßig beträgt sie 250 Hz (also 4 Millisekunden). Dies bedeutet, dass ein zeitlicher Mindestabstand zwischen zwei Einmisch-Vorgängen des `fast_pools` in den Entropie-Pool vorliegen muss. Zur Initialisierung des ChaCha20-DRNG wird folgender Ansatz genutzt: Wenn der ChaCha20-DRNG noch nicht mit zweimal 64 Interrupts aus den `fast_pools` geseedet wurde, wird beim Empfang des 64. Interrupts für einen `fast_pool` seit dem letzten Auslesen der ChaCha20-DRNG mit dem Inhalt des `fast_pools` geseedet.

Nach dem Einmischen des fast_pools wird der Entropieschätzer statisch um 1 (Bit) erhöht. Dies bedeutet schlussendlich, dass 64 Interrupts[3] ein Bit an Entropie unterstellt wird.

Im Folgenden wird nun die Intel CPU RDSEED-Instruktion aufgerufen, wenn sie vorhanden ist. Es wird eine unsigned long-Variable vollständig (d.h. alle Bits dieser Variable) mit Daten aus

3 Oder ein Vielfaches davon, wenn der zeitliche Mindestabstand zwischen 64 Interrupts kleiner als HZ ist.

RDSEED gefüllt – diese Variable hat die Größe von 32 Bits auf 32 Bit CPUs und von 64 Bits auf 64 Bit CPUs. Der erhaltene Wert wird nun zusätzlich in den `input_pool` eingemischt. Weiterhin wird diesem Wert eine Entropie von einem Bit unterstellt.

Abschließend noch ein Wort dazu, wann `add_interrupt_randomness` aufgerufen wird: Die Handler-Funktion, welche die Top-Half für die Behandlung eines Interrupts aufruft, führt auch die `add_interrupt_randomness` Funktion aus.

Ein Interrupt-Ereignis wird also folgendermaßen von `add_interrupt_randomness` in die Entropie-Pools eingemischt: Wenn ein `fast_pool` bereit ist, seine Daten in den Entropie-Pool einzumischen, werden folgende Werte entsprechend den in Abschnitt 2.5.2 erklärten Mechanismen weiterverwendet:

alle vier u32 Wörter des `fast_pool`

Dieser Ereigniswert wird mittels statistischer Analysemethoden in Abschnitt 6.2 auf dessen Qualität untersucht.

Des Weiteren wird RDSEED in den Entropie-Pool eingemischt, falls diese Instruktion vorhanden ist und nicht mittels der Kern-Kommandozeilenoption „nordrand“ deaktiviert wird – weitergehende Diskussionen zu RDSEED befinden sich in Abschnitt 2.7:

32 Bits bzw. 64 Bits gefüllt von RDSEED

2.5.1.3 add_disk_randomness

Die dritte Funktion, welche vom LRNG bereitgestellt wird, um Entropie zu sammeln, ist `add_disk_randomness`. Diese Funktion wird von dem zentralen Code-Pfad in der Blockgeräteschicht aufgerufen, der jeden Festplattenzugriff durchführt.

Folgender Quellcode stellt die Verarbeitung von Ereignissen sicher.

```
void add_disk_randomness(struct gendisk *disk)
{
        if (!disk || !disk->random)
                return;
...
        add_timer_randomness(disk->random, 0x100 + disk_devt(disk));
}
```

Quellcode 12: `drivers/char/random.c`

Der erste Schritt ist das Sicherstellen der Integrität des Kerns. Nur wenn die Datenstruktur für die Zeitvarianzen für das Blockgerät definiert ist, wird das Ereignis verwertet. Da jedes Blockgerät eine solche Datenstruktur hat – die Funktion `alloc_disk_node` zur Allokation eines neuen Blockgerätes stellt dies sicher – ist die Prüfung nur eine Absicherung des Kerns gegen Programmierfehler:

```
struct gendisk *alloc_disk_node(int minors, int node_id)
{
...
                rand_initialize_disk(disk);
```

Quellcode 13: `block/genhd.c`

Die Funktion `alloc_disk_node` stellt damit sicher, dass die Datenstruktur mit den Zeitvarianzen entsprechend der Diskussion in Abschnitt 2.3.2 vorhanden ist.

Die aufgerufene Funktion `rand_initialize_disk` belegt einen leeren Speicherbereich und registriert diesen in `disk->random`.

Die Funktion `disk_devt` holt die Variable `disk->devt` der Blockgerätedatenstruktur. Diese Integer-Zahl definiert eineindeutig das Blockgerät im Kern. Die High-Bits dieser Zahl stellen die Major-Nummer dar und die Low-Bits stellen die Minor-Nummer dar.

Ähnlich wie bei der Verwaltung von Interrupts wird die Funktion add_disk_randomness nur unter einer Bedingung aufgerufen:

```
static bool blk_update_bidi_request(struct request *rq, int error,
                                    unsigned int nr_bytes,
                                    unsigned int bidi_bytes)
...
        if (blk_queue_add_random(rq->q))
                add_disk_randomness(rq->rq_disk);
...
```

Quellcode 14: block/blk-core.c

Nur wenn die Warteschlange für das Blockgerät das Flag QUEUE_FLAG_ADD_RANDOM gesetzt hat (blk_queue_add_random verifiziert dieses Flag), wird das Ereignis dem LRNG übergeben. Standardmäßig ist dieses Flag für jedes Blockgerät gesetzt, einschließlich Solid-State-Disks! Dieses Flag kann aber mittels der Datei „add_random“, welche in /sys für jedes Blockgerät existiert, verändert werden. Nur wenn diese Datei den Wert 1 enthält, werden Ereignisse des entsprechenden Blockgeräts an den LRNG weitergeleitet.

Wenn nun ein Festplattenereignis eintritt, wird die Gerätenummer, welche die Major- und Minor-Nummer des Geräts enthält, wie folgt verwendet, um einen Ereigniswert für das Ereignis des Blockgerätes zu berechnen und entsprechend Abschnitt 2.5.1.6 weiter zu verwenden:

Blockgerätenummer + 0x100

Dieser Ereigniswert wird mittels statistischer Analysemethoden in Abschnitt 6.2 auf dessen Qualität untersucht.

Der Grund, warum Blockgeräte als Entropiequelle verwendet werden, liegt in der physikalischen Beschaffenheit von Blockgeräten und der Qualität des hochauflösenden Zeitgebers im Kern. Der Zeitgeber ist so hochauflösend, dass Zeitvarianzen beim Lesen eines Sektors einer Festplatte gemessen werden können. Solche Varianzen treten typischerweise auf, wenn die sich drehende Platte und die Leseköpfe nicht exakt an der gleichen Position befinden wie bei dem letzten Zugriff. Die Zeit, bis die Platte sich so weit dreht, damit der Sektor gelesen werden kann, ist damit anders. Obwohl die Zeitunterschiede sehr klein sind, können diese gemessen werden, da der Zeitgeber im Kern eine viel höhere Auflösung hat, als die genannten Varianzen.

Die Entropiegewinnung basierend auf den beschriebenen Zeitvarianzen fällt allerdings in sich zusammen, wenn Lesezugriffe auf Blockgeräte nicht mehr solchen physikalischen Schwankungen unterliegen. Dies trifft auf Solid-State-Disks und USB-Sticks zu. Für diese Geräte muss die oben genannte Datei add_random auf 0 gesetzt werden. Standardmäßig werden alle Blockgeräte, die für den Kernel als physische Geräte vorliegen, zur Entropiegewinnung verwendet, d.h. die Datei add_random enthält eine 1. Aufgrund der fehlenden physikalischen Voraussetzungen zur Entropiegewinnung, sollten für folgende Geräte die entsprechende add_random-Datei eine Null enthalten:

- Solid-State-Disks,
- Flash-RAM basierte Blockgeräte, wie USB-Sticks, SD-Karten, Compact-Flash-Karten,
- Jeglicher Flash-RAM, welcher zum Beispiel in eingebetteten Geräten zu finden ist.

Virtualisierte Festplatten hingegen sind als unkritisch anzusehen, sofern sie „normale“ Festplatten mit den oben genannten physikalischen Charakteristika sind. Der Hintergrund ist, dass zwar sowohl das Hostsystem diese Festplattenzugriffe für seinen eigenen LRNG verwendet, als auch der virtualisierte Gast. Da aber beide LRNGs getrennt sind und die Nutzer der LRNGs ebenfalls separat sind, kann eine entsprechende synchrone Rauschquelle akzeptiert werden. Die LRNGs der Gastsysteme untereinander sind als unabhängig anzusehen, da der Gastkern ja nur Entropie gewinnt, wenn dieser Kern einen Festplattenzugriff durchführt. Wenn nun ein anderer Gastkern auf die gleiche oder eine andere Festplatte zugreift, ist dieser Zugriff nicht für andere Gäste sichtbar.

2.5.1.4 add_device_randomness

Im Gegensatz zu den vorher diskutierten Entropiesammelfunktionen ist das Ziel von `add_device_randomness`, ausschließlich den `input_pool` zur Initialisierungszeit der aufrufenden Gerätetreiber weiter zu durchmischen. Dies bedeutet, dass `add_device_randomness` **nur einmal** von Gerätetreibern zur Initialisierungszeit der Treiber mit treiberspezifischen Daten aufgerufen wird.

Diese Entropiesammelfunktion muss von Gerätetreibern, welche relativ zufällige Daten während der Initialisierung vorfinden, direkt aufgerufen werden. Diese zufälligen Daten werden direkt in die beiden Entropie-Pools eingemischt, gefolgt vom Einmischen eines Zeitstempels in beide Entropie-Pools.

Die Entropieschätzung der Entropie-Pools wird nicht verändert und damit wird den Hardware-Ereignissen keine Entropie zugewiesen[4].

Ein Gerätetreiber-Ereignis wird also folgendermaßen in `add_device_randomness` mit der Mix-Funktion entsprechend Abschnitt 2.5.2 verarbeitet:

Gerätetreiber-spezifischer zufälliger Wert

gefolgt von

Prozessorzyklen ⊕ **Jiffies**

2.5.1.5 add_hwgenerator_randomness

Der Linux-Kern implementiert Treiber für Hardware-Zufallszahlengeneratoren, um zum Beispiel den in der VIA-CPU nutzbar zu machen. Für diese Hardware-Zufallszahlengeneratoren stellt der Kern eine Rahmenfunktionalität zur Verfügung, damit diese Zufallszahlengeneratoren über das Gerät `/dev/hw_random` für den User Space benutzbar sind. Standardmäßig wird das Programm `rngd` mit diesen Hardware-Zufallszahlengeneratoren betrieben. Rngd liest die Daten aus `/dev/hw_random` und injiziert diese in den `input_pool` des LRNG mittels des in Kapitel 2.4.3 beschriebenen IOCTLs, welcher auch den Entropieschätzer verändert.

Mit der `add_hwgenerator_randomness`-Entropiesammelfunktion ist der Umweg über den rngd nicht mehr nötig: die Hardware-Zufallszahlengeneratoren können ihre Daten nun direkt in den `input_pool` einmischen. Dabei werden die bereitgestellten Daten wie bei anderen Rauschquellen in den `input_pool` mittels des in Kapitel 2.5.2 beschriebenen LSFR eingemischt.

Wenn der Entropieschätzer unterhalb des Schwellwerts `random_write_wakeup_thresh` liegt, werden Daten aus den Hardware-Zufallszahlengeneratoren sofort verwendet. Ansonsten werden nur aller 10 Sekunden diese Daten aus dem Hardware-Zufallszahlengenerator geholt und eingemischt.

Da die Hardware-Zufallszahlengeneratoren als qualitativ hochwertig angesehen werden, wird der Entropieschätzer um den Wert der gelesenen Bits erhöht. Dies bedeutet, dass einem Bit aus einem Hardware-Zufallszahlengenerator ein Bit an Entropie unterstellt wird.

Die Entropiesammelfunktion `add_hwgenerator_randomness` wird ausschließlich von der vorher beschriebenen Rahmenfunktionalität für Hardware-Zufallszahlengeneratoren verwendet. Standardmäßig werden Hardwaregeneratoren als Rauschquelle für den LRNG verwendet. Falls ein Anwender dies nicht möchte, muss der Administrator folgendes auf der Kernel-Kommandozeile beim Bootvorgang angeben: rng-core.default_quality=0. Ebenso kann der Administrator folgendes Kommando zur Laufzeit angeben:

echo 0 > /sys/module/rng-core/default_quality

Die Zufallszahl aus einem Hardware-Zufallszahlengenerator wird in `add_hwgenerator_randomness` mit der Mix-Funktion entsprechend Abschnitt 2.5.2 verarbeitet. Es wird also folgender Wert eingemischt:

4 Der Name der Funktion ist in diesem Hinblick etwas irreführend, da keine „randomness“ gesammelt wird, sondern nur der Entropie-Pool weiter durchmischt wird.

Zufallszahl

2.5.1.6 add_timer_randomness

Abbildung 2 zeigt, dass die Entropiesammelfunktionen der vorigen Abschnitte ihre Werte an `add_timer_randomness` weitergeben. Diese Funktion berechnet die Zeitvarianzen zum vorherigen Ereignis auf Basis der in Abschnitt 2.3.2 vorgestellten Datenstruktur. Das Resultat dieser Zeitvarianzberechnung wird zusammen mit den aus den Entropiesammelfunktionen berechneten Werten zum `input_pool` hinzugefügt. Der Code stellt sicher, dass der `blocking_pool` nicht mit Roh-Entropie aus den Entropiesammelfunktionen und dieser Zeitvarianzberechnung gespeist werden.

Die Zeitvarianz wird mittels folgendem Code berechnet:

```
static void add_timer_randomness(struct timer_rand_state *state, unsigned num)
{
        struct {
                long jiffies;
                unsigned cycles;
                unsigned num;
        } sample;
...
        sample.jiffies = jiffies;
        sample.cycles = random_get_entropy();
        sample.num = num;
        r = &input_pool;
        mix_pool_bytes(r, &sample, sizeof(sample));
```

Quellcode 15: `drivers/char/random.c`

Der Code erzeugt eine Datenstruktur, welche:

- den derzeitigen Jiffies-Wert mit 64 Bit Größe auf einem 64 Bit System,
- einen Zeitstempel mit 32 Bit Größe, welcher mit `random_get_entropy` berechnet wird[5],
- den Ereigniswert, welcher aus den vorher beschriebenen Entropiesammelfunktionen erzeugt wurde,

verwendet. Es muss beachtet werden, dass der Compiler ein Padding der Datenstruktur durchführt, sodass die einzelnen Variablen 8 Bytes benötigen. Demzufolge ist ein sizeof(sample) immer noch 24 Byte auf einem 64 Bit System.

Zum Füllen der Variable `cycles` implementiert der aufgezeigte Quellcode folgende Logik: Es wird der Zeitstempel basierend auf der Funktion `random_get_entropy` verwendet.

Die Funktion `random_get_entropy` ist eine hardwareabhängige Methode, um den CPU-Zeitgeber auszulesen. Diese Funktion nutzt die folgenden Prozessorfunktionen der entsprechenden CPU Architekturen:

- RDTSC (Read Time Stamp Counter)-Instruktion auf Intel-x86- und AMD-Opteron-Prozessoren
- STCK (Store Clock)-Instruktion auf den IBM System-Z-Prozessoren
- MFTB (Move From Time Base)-Instruktion auf PowerPC-kompatiblen Prozessoren
- Auf ARM-Systemen wird der Register Wert aus dem internen Coprozessor P15 ausgelesen, welcher mittels Opcode 0 und CRm = `c14` ausgelesen wird:

5 Zu beachten ist hier, dass `random_get_entropy` einen 64-Bit-Wert zurückliefert, welcher automatisch in einen 32-Bit-Wert umgewandelt wird. Der GCC verwirft hierbei die 32 höherwertigen Bits und kopiert die 32 niederwertigen Bits in die Variable.

```
static inline cycle_t arch_counter_get_cntpct(void)
{
  u32 cvall, cvalh;

  asm volatile("mrrc p15, 0, %0, %1, c14" : "=r" (cvall), "=r" (cvalh));

  return ((cycle_t) cvalh << 32) | cvall;
}
```

Quellcode 16: arch/arm/kernel/arch_timer.c

Jede der genannten Instruktionen liefert einen 64-Bit-Wert als Zeitstempel zurück. Auf den Intel- und AMD-Prozessoren wird dieser Zeitgeber bei jedem Taktzyklus um eins erhöht, selbst wenn eine HLT-Instruktion verarbeitet wird. Dies bedeutet, dass der Zeitgeber ca. 1 Milliarde Zählungen pro Sekunde auf einem 1-GHz-Prozessor durchführt. Der Wert des Zeitgebers wird auf Null gesetzt, wenn der Prozessor einen Reset durchführt.

Auf der System-Z-Architektur wird der Zeitgeber alle 2^{-12} Mikrosekunden (d.h. alle 244 Pikosekunden) erhöht. Der Wert ist in dem Time-Of-Day (TOD)-Zeitgeber gespeichert, welcher beim Starten des Kerns initialisiert wird.

Auf einer PowerPC-CPU wird der Zeitgeber nach jeweils 32 Taktzyklen inkrementiert. Dies resultiert in 31.250.000 Zählungen pro Sekunde auf einem 1-GHz-Prozessor. Der Wert des Zeitgebers wird auf Mull gesetzt, wenn der Prozessor einen Reset durchführt.

Der direkte Zugang zu den Hardwarezeitgebern eliminiert potentielle Probleme Software-basierter Zeitgeber wie Zeitvarianzen, die durch das Ausführen der Zeitgeber-Software entstehen. Zudem bieten die genannten Zeitgeber die höchste verfügbare Auflösung auf der jeweiligen CPU.

Diese Datenstruktur wird nun der in Abschnitt 2.5.2 beschriebenen Funktion übergeben. Diese Funktion konvertiert diese Datenstruktur in einen void-Zeiger um. Demzufolge werden die Daten in der sample-Datenstruktur als einfacher Bytestrom interpretiert, welcher die Teilwerte von `sample` konkateniert. Damit wird nun folgender Wert als Roh-Entropie zum `input_pool` hinzugefügt:

Zeitstempel . Jiffies . Ereigniswert[6]

Dieser Wert wird mittels statistischer Analysemethoden in Abschnitt 6.2 auf seine Qualität untersucht.

Neben der Erzeugung der Roh-Entropie führt `add_timer_randomness` auch die Berechnung der Entropieschätzung für das eben verarbeitete Ereignis durch. Die Diskussion der Entropieschätzung erfolgt in Abschnitt 2.5.3.

2.5.1.7 Initialisierung

Während der Initialisierung des LRNG beim des Starten des Kerns werden alle Entropie-Pools mit Werten initialisiert, damit sie auf jeden Fall nicht leer sind.Die Funktion `rand_initialize` implementiert die Initialisierung des LRNG und wird während des Startvorgangs des Kerns aufgerufen. Diese Funktion ruft `init_std_data` für jeden der Entropie-Pools auf:

6 „.“ wird als Konkatenationsoperator verwendet, ähnlich der Nutzung in Perl.

```
static int rand_initialize(void)
{
        init_std_data(&input_pool);
        init_std_data(&blocking_pool);
        return 0;
}
```

Quellcode 17: driver/char/random.c

```
static void init_std_data(struct entropy_store *r)
{

...
        ktime_t now = ktime_get_real();
...
        mix_pool_bytes(r, &now, sizeof(now));
         for (i = r->poolinfo->poolbytes; i > 0; i -= sizeof(rv)) {
               if (!arch_get_random_seed_long(&rv) &&
                   !arch_get_random_long(&rv))
                        rv = random_get_entropy();
                mix_pool_bytes(r, &rv, sizeof(rv), NULL);
        }
        mix_pool_bytes(r, utsname(), sizeof(*(utsname())));
}
```

Quellcode 18: drivers/char/random.c

Die Funktion `init_std_data` umfasst folgende wichtige Schritte pro Entropie-Pool:

- Die Entropieschätzung wird für den entsprechenden Pool auf 0 gesetzt, da die Entropie-Pools als static struct globale Variablen definiert sind und der Compiler die Datenstruktur mit Nullen füllt. Dies bedeutet, dass der Kern annimmt, dass sich in diesem Pool keine Entropie befindet.
- Die aktuelle Zeit wird gelesen und zu dem Pool hinzugefügt – siehe variable now. Die Auflösung der Zeit kann im Kernquellcode nachgelesen werden:

```
/*
 * ktime_t:
 *
 * On 64-bit CPUs a single 64-bit variable is used to store the hrtimers
 * internal representation of time values in scalar nanoseconds. The
 * design plays out best on 64-bit CPUs, where most conversions are
 * NOPs and most arithmetic ktime_t operations are plain arithmetic
 * operations.
 *
 * On 32-bit CPUs an optimized representation of the timespec structure
 * is used to avoid expensive conversions from and to timespecs. The
 * endian-aware order of the tv struct members is chosen to allow
 * mathematical operations on the tv64 member of the union too, which
 * for certain operations produces better code.
 *
 * For architectures with efficient support for 64/32-bit conversions the
 * plain scalar nanosecond based representation can be selected by the
 * config switch CONFIG_KTIME_SCALAR.
 */
```

Quellcode 19: include/linux/ktime.h

- Falls ein Hardware-Zufallszahlengenerator von der Hardware angeboten wird, werden so viele Zufallszahlen aus diesem Generator zu dem Entropie-Pool hinzugefügt, wie der Entropie-Pool groß ist. Falls kein Hardware-Zufallszahlengenerator vorhanden ist, wird an dessen Stelle der aktuelle Wert der Prozessorzyklen verwendet. Damit wird der Entropie-Pool weiter durchmischt, um einen vorher nicht bestimmbaren Zustand zu erreichen.
- Systemspezifische Informationen werden gelesen und zu dem entsprechenden Entropie-Pool hinzugefügt:

```
struct new_utsname {
        char sysname[__NEW_UTS_LEN + 1];
        char nodename[__NEW_UTS_LEN + 1];
        char release[__NEW_UTS_LEN + 1];
        char version[__NEW_UTS_LEN + 1];
        char machine[__NEW_UTS_LEN + 1];
        char domainname[__NEW_UTS_LEN + 1];
};
```

Quellcode 20: `include/linux/utsname.h`

  Die Bezeichnung der Variablen in `new_utsname` gibt bereits einen Hinweis auf die enthaltene Information. Zu bemerken ist, dass beim Starten des Kerns einige Variablen noch leer sind (so zum Beispiel der Hostname). Man muss aber festhalten, dass diese Informationen als öffentlich und deterministisch anzusehen sind.

Der LRNG initialisiert die Entropie-Pools, damit sie nicht immer bei Null starten. Es wird aber keine Annahme über das Vorhandensein von Entropie gemacht, da der Entropie-Schätzer Null ist.

2.5.1.8 Nutzung des LRNG

Die Sammlung und Verarbeitung der Entropie mit der LRNG-Implementierung basiert auf einigen Annahmen, wie sich das System verhält[7]. Von diesen Annahmen lassen sich Nutzungsregeln ableiten, die unbedingt einzuhalten sind, damit die Qualität der Daten aus `/dev/random` oder `/dev/urandom` den in Kapitel 5 getroffenen Aussagen entspricht.

Eine Liste der Regeln im Umgang mit dem LRNG ist in [Mü12] vollständig dokumentiert. Einen kurzen Überblick über diese Regeln gibt die folgende Liste:

- Dem LRNG muss beim Starten ein Seed eingemischt werden.
- Vor dem Ausschalten des Systems müssen Zufallszahlen aus dem LRNG als Seed für den nächsten Startvorgang gespeichert werden.
- Die während der initialen Installation erzeugte Entropie muss für den ersten Startvorgang als Seed gespeichert werden. Wenn solch ein System geklont wird, wie es bei virtuellen Maschinen der Fall sein kann, muss der Seed bei jedem Klon-Vorgang erneuert werden.
- Bei der Konfiguration einer Full-Disk-Encryption, muss zusätzliche Entropie für den LRNG angefordert werden, bevor der Master Volume Key erzeugt wird.
- Bei der Nutzung von LiveCDs muss während des Startvorgangs anstelle des im ersten Punkt genannten, aber in dem von der LiveCD gestarteten System nicht vorhandenen Seed zusätzliche Entropie für den LRNG angefordert werden.
- Blockgeräte, die aufgrund ihrer physikalischen Eigenschaften keine Zeitvarianzen beim Lesen oder Schreiben aufweisen dürfen nicht als Entropie-Quelle verwendet werden. Vor allem gilt dies für virtuelle Umgebungen und SSDs, sowie Flash RAM.

7 Die verschiedenen Entropie-Sammelfunktionen spezifizieren implizit, welche Annahmen dem LRNG unterliegen, wie zum Beispiel das Vorhandensein von unvorhersagbaren Festplattenzugriffen aufgrund der Drehung der Platten.

2.5.1.9 Schreiben von Daten in /dev/(u)random

Beide Gerätedateien, `/dev/random` und `/dev/urandom`, erlauben User-Space-Prozessen Daten in diese Dateien zu schreiben. Normal konfigurierte Linux-Systeme erlauben jedem unprivilegierten Prozess, beliebige Datenmengen in beide Dateien zu schreiben.

Die Funktion, welche das Schreiben von Daten verarbeitet, ist identisch für beide Gerätedateien, wie in den Quellcode-Abschnitten 6 und 7 zu sehen ist: es wird die Funktion `random_write` verwendet.

Die Funktion `random_write` ruft die Hilfsfunktion `write_pool` auf, um die Daten zum `input_pool` hinzuzufügen, ohne dass der Entropieschätzer verändert wird.

Die Funktion `write_pool` fügt Daten zu dem angegebenen Entropie-Pool wie folgt hinzu:

```
static int
write_pool(struct entropy_store *r, const char __user *buffer, size_t count)
{
…
        __u32 buf[16];
…
        while (count > 0) {
                bytes = min(count, sizeof(buf));
…
                count -= bytes;
…
                mix_pool_bytes(r, buf, bytes);
…
```

Quellcode 21: `drivers/char/random.c`

Der Quellcode zeigt, dass die vom User-Space bereitgestellten Daten in Blöcken von maximal 16 Bytes zum Entropie-Pool hinzugefügt werden. Das eigentliche Hinzufügen der Daten zum Entropie-Pool erfolgt mit der Funkion `mix_pool_bytes`, welche in Abschnitt 2.5.2 erklärt wird.

Es ist wichtig klarzustellen, dass die Entropieschätzung während des gesamten Schreibvorgangs nicht verändert wird. Dies bedeutet, dass der Entropie-Pool verändert wird, ohne dass der LRNG dieser Veränderung irgend welche Entropie beimisst. Wenn der Aufrufer die Entropieschätzung verändern möchte, muss er einen in Abschnitt 2.4.3 erläuterten IOCTL verwenden.

2.5.2 Hinzufügen von Daten zu Entropie-Pools

In den vorangegangenen Kapiteln wurden eingehend die Quellen für Daten diskutiert, welche vom LRNG verarbeitet werden. Nachdem die Daten aus den Rauschquellen extrahiert wurden, müssen sie nun zu den entsprechenden Entropie-Pools hinzugefügt werden.

Da alle Entropie-Pools auf der gleichen Datenstruktur basieren, implementiert der LRNG die Logik für das Hinzufügen von neuen Daten zu einem Entropie-Pool nur einmal. Die folgende Diskussion gilt demzufolge gleichermaßen für `input_pool` und `blocking_pool`. Die folgenden Funktionen müssen vom Aufrufer mit einer Referenz auf den entsprechenden Entropie-Pool aufgerufen werden. Entsprechend der vorangegangenen Abschnitte und Abbildung 2 werden die folgenden Entropie-Sammler verwendet:

- Der `input_pool` wird von den Funktionen aufgerufen, die Hardware-Ereignisse sammeln:
  - `add_input_randomness` via `add_timer_randomness`,
  - `add_interrupt_randomness`,
  - `add_disk_randomness` via `add_timer_randomness`,
  - `add_hwgenerator_randomness`,
  - add_device_randomness,

    - `random_write` via `write_pool`,
    - `init_std_data` – siehe Abschnitt 2.5.1.7 für eine Erklärung der verarbeiteten Informationen.
- Die Variante für `blocking_pool` wird von folgenden Funktionen aufgerufen:
    - `init_std_data` – siehe Abschnitt 2.5.1.7 für eine Erklärung der verarbeiteten Informationen.

Die Ausnahme ist die Funktion `xfer_secondary_pool`, welche auch Daten in einen Entropie-Pool hinzufügt. Entsprechend der Diskussion in Abschnitt 2.6 wird der `blocking_pool` mit Daten aus dem `input_pool` verändert.

Daten werden zu den jeweiligen Entropie-Pools mittels der Funktion `mix_pool_bytes hinzugefügt`, welche das Locking vornimmt und sofort `_mix_pool_bytes` aufruft. Diese Funktion implementiert gleichzeitig zwei Mechanismen:

- Hinzufügen von Daten in den Entropie-Pool,
- Auslesen der Rohwerte des Entropie-Pools, nachdem die Daten hinzugefügt wurden.

Der letztere Mechanismus wird nicht verwendet, wenn Daten aus den Entropiequellen hinzugefügt werden.

Die Kernlogik von `_mix_pool_bytes` ist ein lineares Schieberegister, dessen Daten noch mit einem „Twist“ verarbeitet werden. Der folgende Quellcode zeigt die wichtigsten Schritte:

```
static __u32 const twist_table[8] = {
        0x00000000, 0x3b6e20c8, 0x76dc4190, 0x4db26158,
        0xedb88320, 0xd6d6a3e8, 0x9b64c2b0, 0xa00ae278 };
...
 * The pool is stirred with a primitive polynomial of the appropriate
 * degree, and then twisted.  We twist by three bits at a time because
 * it's cheap to do so and helps slightly in the expected case where
 * the entropy is concentrated in the low-order bits.
 */
static void _mix_pool_bytes(struct entropy_store *r, const void *in,
                                    int nbytes, __u8 out[64])
{
…
        input_rotate = ACCESS_ONCE(r->input_rotate);
        i = ACCESS_ONCE(r->add_ptr);
        /* mix one byte at a time to simplify size handling and churn faster */
        while (nbytes--) {
                w = rol32(*bytes++, input_rotate);
                i = (i - 1) & wordmask;

                /* XOR in the various taps */
                w ^= r->pool[i];
                w ^= r->pool[(i + tap1) & wordmask];
                w ^= r->pool[(i + tap2) & wordmask];
                w ^= r->pool[(i + tap3) & wordmask];
                w ^= r->pool[(i + tap4) & wordmask];
                w ^= r->pool[(i + tap5) & wordmask];

                /* Mix the result back in with a twist */
                r->pool[i] = (w >> 3) ^ twist_table[w & 7];

                /*
                 * Normally, we add 7 bits of rotation to the pool.
                 * At the beginning of the pool, add an extra 7 bits
                 * rotation, so that successive passes spread the
                 * input bits across the pool evenly.
                 */
                input_rotate = (input_rotate + (i ? 7 : 14)) & 31;
        }
…
```

Quellcode 22: drivers/char/random.c

Die Funktion verarbeitet die Eingabewerte entsprechend den folgenden Schritten und verändert damit das von r->pool angezeigte Feld, also entsprechend Abschnitt 2.3 den Inhalt der Rohform des Entropie-Pools.

- Hole ein Byte der Eingabedaten mit dem Offset entsprechend der Anzahl der Schleifendurchläufe. Der erste Schleifendurchlauf impliziert 1 Byte Offset, der zweite Durchlauf hat 2 Byte Offset. Das Byte wird in eine 4-Byte-große Variable mittels der rol32()-Funktion konvertiert. Das Eingabe-Byte wird um eine Anzahl von Bits nach links rotiert, was durch (input_rotate AND 31) berechnet wird. Wie der Wert input_rotate zustande kommt, wird weiter unten beschrieben. Zum Beispiel: input_rotate ist Null, dann wird das betrachtete Byte in dem 32 Bit Array rechts positioniert und alle übrigen, links stehenden 24 Bits mit Null aufgefüllt. Wenn input_rotate 2 ist, sieht das Bit Array folgendermaßen aus: 22 Null Bits, Eingabebyte, 2 Null Bits. Abschnitt 7.2 stellt eine detaillierte Analyse von input_rotate zur Verfügung.

- Der Index auf den Pool wird geholt, welcher auf `r->add_ptr` basiert. Dieser Index zeigt auf den zuletzt modifizierten Wert des Pools. Dieser Index wird um eins dekrementiert, um auf den nächsten Wert zu zeigen, welcher nun modifiziert wird (d.h. der Index wird nach links verschoben). Natürlich wird ein Index-Umbruch durchgeführt, wenn der neue Indexwert außerhalb des Größenbereiches des Pools liegt.
- Nun werden die im Schritt 1 erzeugten 4 Bytes mittels XOR mit den folgenden Werten verknüpft:
  - derzeitiger Wert des Pools an der Stelle, auf die der Index zeigt
  - derzeitiger Wert des Pools an der Stelle auf die der Index plus dem ersten Polynomwert zeigt. Dieser Indexwert wird gegebenenfalls umgebrochen, um im Bereich des Pools zu bleiben.
  - Schritt 3.b) wird für die Polynomwerte zwei bis fünf wiederholt.

    Folgende Abbildung illustriert die Verwendung des Polynoms anhand eines Beispiels. Das Beispiel aktualisiert den Pool `input_data->input_pool_data`. Zu beachten ist, dass für den `input_pool` das erste Polynom aus dem Quellcode 2 verwendet wird. Das angegebene Beispiel gilt analog für den `blocking_pool` mit der Abweichung, dass das zweite Polynom aus Quellcode 2 verwendet wird. Das Beispiel nimmt an, dass der Index des Wertes, der verändert wird, 40 ist (d.h. i==40 entsprechend dem Quellcode 22):

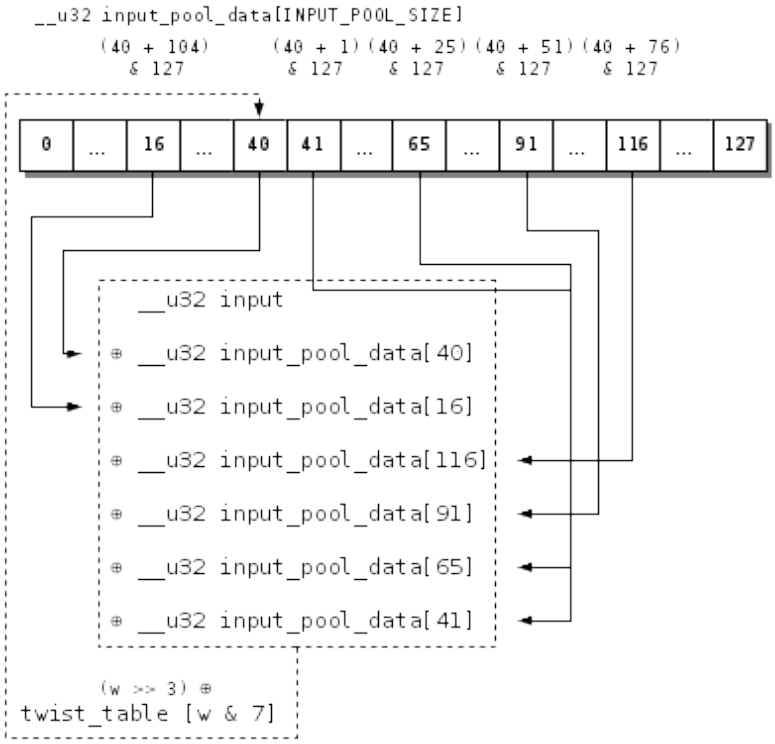


Abbildung 3: Berechnung eines neuen Pool-Wertes für den input_pool

- Der in Schritt 3 erzeugte Wert wird nun nochmal mit dem Twist-Wert aus der Variable `twist_table` mittels XOR kombiniert.
- Nun wird der in Schritt 4 berechnete Wert als neuer Wert in den Pool an der Indexstelle eingesetzt.
- Der Wert `input_rotate` für Schritt eins wird nun berechnet: es werden 7 Bit als Rotationswert hinzugefügt, außer wenn der Index auf den Anfang zeigt (also null ist), dann werden 14 Bits als Rotationswert verwendet.

- Die Schritte 1 bis 6 werden nun für alle noch verbleibenden Bytes des Eingabedatenstroms wiederholt.

Wie schon in der Erklärung der Schritte ersichtlich, wird hier die Entropieschätzung nicht aktualisiert.

2.5.3 Abschätzung der Entropie

Die Gesamtheit aller vorangegangenen Abschnitte hat sich mit dem Problem beschäftigt, wie Roh-Entropie gesammelt wird und wie diese verarbeitet wird. Ein wichtiger Punkt blieb bis jetzt aber noch offen: welche Heuristik verwendet der LRNG, um die gewonnene Entropie zu quantifizieren? Wie in der Einleitung bereits erläutert und in Abschnitt 2.6.1 genau beschrieben, blockiert die Lesefunktion von `/dev/random` jeden Prozess, wenn der Kern annimmt, dass zu wenig Entropie vorhanden ist.

Abschnitt 2.5.2 hat bereits klargestellt, dass das Hinzufügen von Daten in die Pools nicht automatisch zu einer Aktualisierung der Entropieschätzung führt.

Die Abschätzung der Entropie pro gesammeltem Ereignis wird im zweiten Teil der Funktion `add_timer_randomness` durchgeführt. Der erste Teil dieser Funktion, die Definition der Roh-Entropie, wurde bereits in Abschnitt 2.5.1.6 erläutert und ist nicht Gegenstand dieses Kapitels.

Da nur `add_timer_randomness` die Entropieschätzung durchführt, werden Daten für die Entropie-Pools aus anderen Quellen (z.B. das Schreiben von Daten in die Gerätedateien `/dev/random` oder `/dev/urandom`) nicht als Quelle von Entropie angesehen[8].

Der LRNG misst nur die Entropie der Hardware-Ereignisse und verändert die Entropieschätzung des `input_pools` entsprechend. Die Entropieschätzung in `blocking_pool` wird einfach verändert, wenn Daten aus dem `input_pool` eingemischt werden oder ausgelesen werden. Die Entropieschätzung basiert auf dem Konzept, dass der LRNG die Entropie des einzelnen Ereignisses abschätzt und diese Entropieschätzung zu dem bereits vorhandenen Wert der Entropieschätzung hinzugefügt.Die Schätzung der Entropie eines Ereignisses wird für jedes Ereignis durchgeführt, wobei diese Schätzung anschließend verwendet wird. Die abgeschätzte Entropie des Ereignisses wird, wie in dem Abschnitt 2.5.1.6 erläutert, zum `input_pool` hinzugefügt. Die Entropieabschätzung wird linear degressiv zu dem Entropieschätzer des `input_pools` hinzu addiert. D.h. je höher der Entropieschätzer, umso stärker wird die Entropieschätzung des hinzuzufügenden Ereignisses reduziert. Wenn der Entropieschätzer des input_pools Null aufweist, werden ¾ der Entropieschätzung des Ereignisses zum Entropieschätzer hinzu addiert. Wenn die Entropieschätzung des `input_pool` nahe am theoretischen Maximum ist, wird keine Entropie mehr hinzugefügt. Es ist zu beachten, dass dieser Ansatz, wie die Entropieschätzung eines Ereignisses oder vorhandener zu dem Entropieschätzer eines Entropiepools hinzugefügt wird, ebenfalls für den `blocking_pool` verwendet wird. Dies bedeutet, dass die bereits reduzierte Schätzung eines Ereignisses beim hinzufügen zum input_pool nochmals reduziert wird, wenn Daten vom `input_pool` zum `blocking_pool` hinzugefügt werden.

Nachdem der `input_pool` entsprechend verändert wurde, wird nun die Entropieabschätzung dieses Ereignisses durchgeführt. Dabei werden die Zeitvarianzen zu den vorangegangenen Ereignissen gebildet, die in der Zeitvarianz-Datenstruktur entsprechend Abschnitt 2.3.2 gespeichert werden.

Die Ereigniszeit des derzeitigen Ereignisses ist t_n .

Die Ereigniszeit des vorangegangenen Ereignisses ist t_{n-1} .

Entsprechend werden die Ereigniszeiten der weiter vorher liegenden Ereignisse mit t_{n-2} und t_{n-3} definiert.

8 Natürlich kann ein privilegierter Prozess den Entropieschätzer verändern, indem ein spezieller, in Abschnitt 2.4.3 diskutierter IOCTL verwendet wird. Da dieser aber nicht standardmäßig in laufenden Systemen verwendet wird, kann dieser IOCTL hier vernachlässigt werden.

Die Ereigniszeit und die Deltas werden in der in Abschnitt 2.3.2 diskutierten Zeitvarianz-Datenstruktur für die verschiedenen Klassen von Ereignissen gespeichert.

Der Kern berechnet nun die folgenden Werte:

- $delta = |t_n - t_{n-1}|$
- $delta_2 = |(t_n - t_{n-1}) - (t_{n-1} - t_{n-2})| = |t_n - 2t_{n-1} + t_{n-2}|$
- $delta_3 = |((t_n - t_{n-1}) - (t_{n-1} - t_{n-2})) - ((t_{n-1} - t_{n-2}) - (t_{n-2} - t_{n-3}))| = |t_n - 3t_{n-1} + 3t_{n-2} - t_{n-3}|$

Basierend auf diesen Deltas wird nun die Entropieschätzung `input_pool->entropy_count` wie folgt verändert:

- Verwendung des kleinsten Betrags der Werte von `delta`, $delta_2$, $delta_3$, d.h. Berechnung von $delta = min(delta, delta_{2,} delta_3)$:

```
static void add_timer_randomness(struct timer_rand_state *state, unsigned num)
{
...
                if (delta > delta2)
                        delta = delta2;
                if (delta > delta3)
                        delta = delta3;
...
```

Quellcode 23: `drivers/char/random.c`

- Dividieren von `delta` durch 2; dadurch wird in der nachfolgenden Berechnung das Maß der gewonnenen Entropie um 1 Bit verringert.
- Das Maß der gewonnenen Entropiebits entspricht dem höchsten gesetzten Bit in `delta`. Zum Beispiel ist für den Wert `00010110` das Entropiemaß 5, weil das höchstwertige gesetzte Bit an der 5. Stelle von rechts steht.
- Das Entropiemaß wird auf ein Maximum von 11 begrenzt.

  Die Schritte 2 bis 4 werden durch folgenden Code implementiert:

```
static void add_timer_randomness(struct timer_rand_state *state, unsigned num)
{
...
               /*
                 * delta is now minimum absolute delta.
                 * Round down by 1 bit on general principles,
                 * and limit entropy entimate to 12 bits.
                 */
                credit_entropy_bits(&input_pool,
                                    min_t(int, fls(delta>>1), 11));
...
```

Quellcode 24: `drivers/char/random.c`

- Die aus dem Ereignis gewonnene Entropie wird nun zur Entropieschätzung hinzugefügt. Dabei wird berücksichtigt, dass die Entropieschätzung maximal den Wert 4096 annehmen darf:

```
static void credit_entropy_bits(struct entropy_store *r, int nbits)
{
…
        int nfrac = nbits << ENTROPY_SHIFT;
,,,
        entropy_count = orig = ACCESS_ONCE(r->entropy_count);
        if (nfrac < 0) {
                /* Debit */
                entropy_count += nfrac;
        } else {
…
                do {
                        unsigned int anfrac = min(pnfrac, pool_size/2);
                        unsigned int add =
                                ((pool_size - entropy_count)*anfrac*3) >> s;

                        entropy_count += add;
                        pnfrac -= anfrac;
                } while (unlikely(entropy_count < pool_size-2 && pnfrac));

        if (entropy_count < 0) {
...
                entropy_count = 0;
        } else if (entropy_count > pool_size)
                entropy_count = pool_size;
        if (cmpxchg(&r->entropy_count, orig, entropy_count) != orig)
```

Quellcode 25: drivers/char/random.c

Der Code für die Veränderung der Entropieschätzung enthält folgende Logik. Wenn der vom Aufrufer angegebene Entropiewert negativ ist, dann wird dieser Wert einfach von der Entropieschätzung abgezogen[9]. Jeder positive Wert wird mit einer Formel zur Entropieschätzung hinzugefügt, welche maximal eine Addition implementiert. Je mehr Entropie aber bereits vorhanden ist, um so stärker wird der initiale Entropiewert verringert und dann mittels Addition hinzugefügt. Folgender Kommentar im Quellcode erklärt die Logik:

```
/*
 * Credit: we have to account for the possibility of
 * overwriting already present entropy.  Even in the
 * ideal case of pure Shannon entropy, new contributions
 * approach the full value asymptotically:
 *
 * entropy <- entropy + (pool_size - entropy) *
 *      (1 - exp(-add_entropy/pool_size))
 *
 * For add_entropy <= pool_size/2 then
 * (1 - exp(-add_entropy/pool_size)) >=
 *    (add_entropy/pool_size)*0.7869...
 * so we can approximate the exponential with
 * 3/4*add_entropy/pool_size and still be on the
 * safe side by adding at most pool_size/2 at a time.
 *
 * The use of pool_size-2 in the while statement is to
 * prevent rounding artifacts from making the loop
 * arbitrarily long; this limits the loop to log2(pool_size)*2
 * turns no matter how large nbits is.
```

9 Ein negativer Entropiewert kann ausschließlich vom User Space kommen, wenn IOCTLs verwendet werden.

```
*/
```

Die Berechnung der Entropieschätzung für ein Ereignis impliziert folgendes:

- Ein Ereignis hat maximal eine Entropie von 11 (siehe Schritt 4).
- Die minimale Zeitvarianz zwischen den vier betrachteten Ereignissen wird als Entropie definiert.
- Die Entropie wird linear degressiv zu dem Entropieschätzer hinzugefügt. Dabei ist sichergestellt, dass bei der Addition der neue Wert des Entropieschätzers niemals höher als die Größe des Entropiepools sein kann.

Die verwendete Methode ist eine Heuristik, die annimmt, dass die niederwertigen Bits der Zeitvarianzen von Hardware-Ereignissen unvorhersagbar sind. Selbst das Ausführen von zwei identische Codesequenzen auf einem „ruhigen“ System resultiert in unterschiedlichen Ausführungszeiten, und damit in unterschiedlichen Zeitvarianzen. Der Grund für diese Varianzen sind Interrupts, welche vom Kern unbedingt behandelt werden müssen und damit die Ausführung der betrachteten Codesequenz kurzzeitig unterbrechen. Ebenfalls hat der Zustand des Prozessors (Inhalt der Caches, der Branch-Prediction-Unit, des TLB, etc.) einen Einfluss auf die Ausführungszeit.

2.5.3.1 Speicherung „überflüssiger“ Entropie in Output Pools

Die oben beschriebene Logik für die Veränderung der Entropieschätzung zeigt, dass im Falle eines mit Entropie gefüllten `input_pools`, neue Hardware-Ereignisse zwar den Pool weiter durchmischen, aber die Entropie-Schätzung nicht weiter erhöhen. Damit geht quasi die Möglichkeit verloren noch mehr Entropie zu sammeln.

Durch das folgende Konstrukt wird in diesem Fall eines vollständig gefüllten `input_pools`, Entropie automatisch auf die Output-Pools verteilt. Damit werden implizit auch die Output-Pools zur Sammlung von Entropie herangezogen und der gesamte LRNG bestehend aus den verschiedenen Entropie-Pools kann damit mehr Entropie fassen, als nur der `input_pool`.

Dabei wird folgende Logik angewandt:

```
static void credit_entropy_bits(struct entropy_store *r, int nbits)
{
…
        if (r == &input_pool) {
                int entropy_bytes = entropy_count >> ENTROPY_SHIFT;
…
               /* If the input pool is getting full, send some
                * entropy to the blocking pool until it is 75%
full.
                */
               if (entropy_bits > random_write_wakeup_bits &&
                   r->initialized &&
                   r->entropy_total >= 2*random_read_wakeup_bits) {

                       struct entropy_store *other =
&blocking_pool;

                       if (other->entropy_count <=
                           3 * other->poolinfo->poolfracbits / 4) {

                               schedule_work(&other->push_work);
                               r->entropy_total = 0;
                       }
               }


                }
```

Quellcode 26: `drivers/char/random.c`

Wenn der Wert der Entropieschätzung für den `input_pool` über eine Schwelle steigt und die Entropieschätzung des Ziel-Pools unter einer Schwelle liegt, wird eine Kernel-Workqueue an-

gestoßen, welche asynchron die Übertragung von Entropie vornimmt. Die Schwelle für den `input_pool` ist der Wakeup Threshold für das Lesen / Schreiben, wie in Kapitel 2.4.1 erklärt. Die Schwelle des Ziel-Pools sind 75% Füllstand.

Für jeden der Output-Pools wird eine Workqueue erzeugt. Wenn die Workqueue mit dem oben dargestellten Code angestoßen wird (siehe Aufruf `schedule_work`), startet der Kern asynchron folgenden Code:

```
/*
 * Used as a workqueue function so that when the input pool is getting
 * full, we can "spill over" some entropy to the output pools.  That
 * way the output pools can store some of the excess entropy instead
 * of letting it go to waste.
 */
static void push_to_pool(struct work_struct *work)
{
...
        _xfer_secondary_pool(r, random_read_wakeup_thresh/8);
...
}
```

Quellcode 27: `drivers/char/random.c`

Der Code referenziert die gleiche Funktion für die Entropieübertragung, welche entsprechend Kapitel 2.6 auch beim Lesen der Output-Pools verwendet wird.

Damit kann man festhalten, dass die automatische Übertragung von Entropie von dem `input_pool` in einen Output-Pool die gleiche Logik hat wie die Übertragung, die beim Lesen von `/dev/random` oder `/dev/urandom` gestartet wird.

2.5.3.2 Einheit der Entropieschätzung und theoretische Grundlagen

Der bisher dargelegte Code definiert die Einheit der Entropieschätzung nicht. Demzufolge ist hier nicht ersichtlich, ob die Entropieschätzung den Wert in Bits, Bytes oder in anderen Einheiten interpretiert.

```
static void xfer_secondary_pool(struct entropy_store *r, size_t nbytes)
{
...
        if (r->pull &&
            r->entropy_count < (nbytes << (ENTROPY_SHIFT + 3)) &&
            r->entropy_count < r->poolinfo->poolfracbits)
                _xfer_secondary_pool(r, nbytes);
...
```

Quellcode 28: `drivers/char/random.c`

Um aber Klarheit zu erreichen, werden einige Informationen der folgenden Kapitel vorweg genommen: die Entropieschätzung verwaltet die Entropie in 1/8 Bits. Dies ist ersichtlich, wenn man die Extraktion von Zufallszahlen betrachtet. Den Extraktionsfunktionen muss der Aufrufer die Größe der gewünschten Zufallszahl in Bytes mitteilen. Bei Vergleichen zwischen diesem Größenwert und der Entropieschätzung wird ersterer um ENTROPY_SHIFT plus 3 nach links verschoben:

Das Verschieben nach links um 3 bedeutet die Multiplikation mit 2^3=8. Damit ist die Bit/Byte Konversion abgedeckt. Des Weiteren ist ENTROPY_SHIFT ebenfalls 3. Damit resultiert ein Shift um 6 (3 + ENTROPY_SHIFT) nach links eines Byte-Werts in 1/8 Bits.

Der Bit-Shift um ENTROPY_SHIFT wird immer durchgeführt, wenn die `entropy_count`-Variable verwendet wird. Das Ziel des Verarbeitens fraktioneller Entropie-Bits besteht in der in Kapitel

2.5.3 erläuterten Formel für das Hinzufügen von neuen Entropie-Werten zur Entropie-Schätzung. Diese Formel berechnet Bruchteile von Bits.

Zur Analyse und Bewertung des LRNG benötigt man zudem messbare Vergleichsgrößen. Hierzu stehen unterschiedliche, mehr oder weniger gut geeignete, Definitionen des Entropiebegriffs zur Verfügung. In diesem Bericht wurde, wie in den meisten bisherigen Analysen des LRNG auch, die Definition von Shannon verwendet. Es hat sich jedoch herausgestellt (siehe dazu auch die Arbeit [LRSV12] von Lacharme et al.), dass die Shannon-Entropie für Bewertungen und Analysen des LRNG unter bestimmten Bedingungen geeignet ist, jedoch für die theoretische Erklärung in vielen Fällen ungeeignet ist. Der Grund dafür ist, dass für die Berechnung der Shannon-Entropie bereits zu Beginn die Wahrscheinlichkeitsverteilung vollständig bekannt sein muss. Wir bemerken an dieser Stelle, dass in unseren Messungen diese Bedingung stets erfüllt ist und somit die Verwendung der Shannon-Entropie gerechtfertigt ist.

In [LRSV12] wurde festgestellt, dass andere bekannte Entropieschätzer, deren Methodik auf anderen theoretischen Grundlagen basiert, im Fall des LRNG aus diversen Gründen gar nicht in Frage kommen.

Erst kürzlich wurde von Benjamin Pousse in [P12] ein neuer Ansatz zur theoretischen Erklärung des LRNG-Entropieschätzers veröffentlicht. Pousse verwendet dafür die sogenannte Kolmogorov-Komplexität, die durch die kürzest mögliche Beschreibung einer Nachricht definiert ist. Mit anderen Worten ist die Kolmogorov-Komplexität einer Bitfolge die Bitlänge der optimalen Komprimierung der betrachteten Bitfolge.

Diese Definition lässt bereits erahnen, dass die Kolmogorov-Komplexität nicht berechenbar ist. Pousse zeigt jedoch in [P12], dass mittels Polynominterpolation eine Näherung an die Kolmogorov-Komplexität bestimmt werden kann und dass dieser Ansatz im Entropieschätzer des LRNG implizit implementiert ist.

2.5.3.3 RAID- und Plattencaches

In Serversystemen und zunehmend auch in Desktop-Systemen finden sich Festplatten und Plattencontroller mit Caches. Diese Caches können verschiedene Cache-Strategien implementieren. Die üblichen Strategien sind:

- Read-Ahead: Wenn das Betriebssystem eine Leseoperation startet, werden die Daten in der Nähe der gelesenen Stelle auch gelesen und im Cache gespeichert. Falls das Betriebssystem eine weitere Leseoperation startet, um die Nachbardaten zu dem vorherigen Datenblock zu lesen, liefert der Cache sofort die Daten. D.h. es wird nicht mehr die Platte selbst bewegt.
- Write-Back: Wenn das Betriebssystem Daten auf die Platte schreibt, werden diese Daten vom Cache zuerst in den Cache geschrieben. Sofort im Anschluss an die Speicherung im Cache meldet der Controller das erfolgreiche Speichern der Daten auf Platte. Erst später werden die Daten aber tatsächlich auf die Platte geschrieben.

Wenn der LRNG als Teil des Gastbetriebssystems in einer Virtualisierungslösung arbeitet, spielt der Puffer-Cache des Hostsystems die gleiche Rolle wie die genannten Platten- oder Controller-Caches.

In beiden Fällen sind die Lese/Schreiboperationen um viele Größenordnungen schneller, da die langsame Festplatte nicht bewegt werden muss. Festplattenzugriffe werden in Millisekunden gemessen, RAM und Cache-Zugriffe in Nanosekunden.

Wenn nun der Cache die Lese/Schreiboperationen stark beschleunigt, muss man sich nun fragen, in wieweit der LRNG noch nutzbar ist, da die Entropie der Operationen um ein vielfaches kleiner ist als mit Platteninteraktion. Die Qualität des LRNG liegt immer bei der Entropieschätzung. Diese basiert, wie oben beschrieben auf der ersten, zweiten und dritten Ableitung des Zeitstempels. Dabei wird der Zeitstempel in Jiffies gemessen. Und genau die Nutzung dieses groben Zeitstempels hilft hier: die Operationen mit den Caches sind auf jeden Fall schneller als der Jiffies Zeitstempel. Demzufolge kann immer davon ausgegangen werden, dass Plattenzugriffe, welche von Caches gepuffert werden, mit Null Bit Entropie abgeschätzt werden.

In einem System, welches Caches zwischen dem LRNG und den Platten hat, wird eine erheblich geringere Erhöhung des Entropieschätzers verzeichnet.

Diese Aussage kann man auch auf Solid State Disks (SSDs) übertragen, sofern man die Geschwindigkeit der Lese/Schreiboperationen auf SSDs mit betrachtet. Wenn diese Operationen so schnell sind, dass sie weit unterhalb der Jiffies-Grenze liegen, gilt obige Erklärung zu Caches hier ebenfalls.

2.6 Extraktion von Zufallszahlen

Der LRNG stellt verschiedene Schnittstellen zur Verfügung, um Daten aus dem LRNG zu extrahieren. Alle diese Schnittstellen verwenden den zentralen, im Folgenden beschriebenen Mechanismus.

Dieser Mechanismus ist in zwei Funktionen separat implementiert: `extract_entropy` und `extract_entropy_user`. Er ist identisch in beiden Funktionen implementiert. Die Unterschiede beider Funktionen liegen in Zusatzprüfungen, welche nicht relevant für die Extraktion der Zufallszahlen sind[10].

Der vorgestellte Mechanismus funktioniert für das Extrahieren von Zufallszahlen aus dem `blocking_pool`. Die genannten Funktionen müssen mit einer Referenz auf den gewünschten Entropie-Pool aufgerufen werden. Der Quellcode, welcher für die folgenden Schritte zuständig ist und in den genannten Funktionen aufzufinden ist, lautet:

```
static ssize_t extract_entropy(struct entropy_store *r, void *buf,
                               size_t nbytes, int min, int reserved)
{
…
        xfer_secondary_pool(r, nbytes);
        nbytes = account(r, nbytes, min, reserved);
…
        while (nbytes) {
                extract_buf(r, tmp);
…
                i = min_t(int, nbytes, EXTRACT_SIZE);
                memcpy(buf, tmp, i);
                nbytes -= i;
                buf += i;
…
        }
…
```

Quellcode 29: `drivers/char/random.c`

Die Extraktion von Zufallszahlen erfolgt nach folgendem Muster:

1. Es wird zunächst eine Anzahl von Bytes aus dem primären Entropie-Pool gelesen und dem aktuellen Entropie-Pool mittels der Funktion `xfer_secondary_pool` hinzugefügt. Diese Aktion wird nur durchgeführt, wenn alle folgenden Bedingungen erfüllt sind:
   i. Es muss einen primären Entropie-Pool geben (dies ist der `input_pool` für `blocking_pool`; für den `input_pool` gibt es keinen primären Entropie-Pool).
   ii. Die Entropieschätzung des aktuellen Entropie-Pools zeigt, dass weniger Entropie[11] enthalten ist als die vom Aufrufer angeforderten Bytes.
   iii. die Entropieschätzung ist kleiner als sein Maximalwert von 1024. Es ist sinnlos, neue Entropie aus dem primären Entropie-Pool zu extrahieren, wenn der aktuelle Pool bereits mit Entropie gesättigt ist.

   Die Entnahme von Zufallszahlen aus dem primären Entropie-Pool `input_pool` erfolgt über den gleichen Extraktionsmechanismus als Rekursion, der in diesem Kapitel disku-

10 `extract_entropy` führt einen Continuous-Self-Test nach FIPS 140-2 durch. `extract_entropy_user` prüft, ob der aufrufende Prozess schlafen gelegt werden kann.
11 Diese Entropie wird in Bits gemessen, wie in Abschnitt 2.5.3.2 erläutert.

tiert wird. Natürlich ist die Bedingung 1.i) für den primären Entropie-Pool nicht erfüllt, weshalb der komplette Schritt 1 für den `input_pool` wegfällt.

Die minimale Anzahl von Bytes, welche aus dem primären Pool geladen wird, entspricht dem Wert, der in `/proc/sys/kernel/random/read_wakeup_threshold` spezifiziert ist. Standardmäßig sind dies 64 Bits.

Der Übertrag der Bytes aus dem primären Entropie-Pool erfolgt mit diesen Schritten:

i. Entnahme der berechneten Bytes aus dem primären Entropie-Pool über den in diesem Kapitel diskutierten Extraktionsmechanismus.

ii. Hinzufügen der extrahierten Bytes zum aktuellen Entropie-Pool mit der in Abschnitt 2.5.2 beschriebenen Vorgehensweise.

iii. Die Anzahl der extrahierten Bits wird der Entropieschätzung des aktuellen Entropie-Pools entsprechend der Codesequenz 25 „gutgeschrieben“.

2. Nun wird die Entropieschätzung des aktuellen Entropie-Pools mit der Anzahl der extrahierten Bits „belastet“. Dabei wird im Falle von `blocking_pool` sichergestellt, dass nie mehr Bits extrahiert werden, als die Entropieschätzung an Entropie enthält. Stehen weniger Bits zur Verfügung, wird die Anzahl der zu extrahierenden Bytes entsprechend nach unten korrigiert.

   Diese Anzahl der zu extrahierenden Bytes wird nun von der Entropieschätzung abgezogen. Die Entropieschätzung kann nicht negativ werden, d.h. das Minimum der Entropieschätzung ist Null.

3. Nun wird die angeforderte und gegebenenfalls in Schritt 2 angepasste Anzahl von Bytes aus dem aktuellen Entropie-Pool mittels der Funktion `extract_buf` erzeugt. Diese Funktion führt die folgenden Schritte durch:

   i. Initialisierung von SHA-1

   ii. Falls ein Hardware-Zufallszahlengenerators vorhanden ist, werden Zufallszahlen erzeugt und diese als SHA-1-Initialvektor verwendet[12]. Ansonsten wird der bekannte SHA-1-Initialvektor verwendet.

   iii. Generierung eines SHA-1-Hashwertes aller Rohdaten des aktuellen Entropie-Pools.

   iv. Der SHA-1 Wert wird in den Entropiepool wieder eingemischt.

   v. Dieser SHA-1-Wert wird nun halbiert, indem die linken 80 Bit des SHA-1-Wertes mit den rechten 80 Bit mit XOR verknüpft werden. Weiterhin werden diese 80 Bit mit einer Zufallszahl aus dem Hardware-Zufallszahlengenerator mittels XOR verknüpft. Dabei werden nur die ersten 80 Bit der Hardware-Zufallszahl mit den 80 Bit des gefalteten SHA-1 Wertes verbunden:

12 Zur Zeit wird hier nur RDRAND verwendet, falls vorhanden. Die Verwendung von RDRAND kann mittels der Kern-Kommandozeilenoption „nordrand“ deaktiviert werden.

```
static void extract_buf(struct entropy_store *r, __u8 *out)
{
…
        /*
         * If we have an architectural hardware random number
         * generator, use it for SHA's initial vector
         */
        sha_init(hash.w);
        for (i = 0; i < LONGS(20); i++) {
                unsigned long v;
                if (!arch_get_random_long(&v))
                        break;
                hash.l[i] = v;
        }

        /* Generate a hash across the pool, 16 words (512 bits) at a time */
        spin_lock_irqsave(&r->lock, flags);
        for (i = 0; i < r->poolinfo->poolwords; i += 16)
                sha_transform(hash.w, (__u8 *)(r->pool + i), workspace);

        /*
         * We mix the hash back into the pool to prevent backtracking
         * attacks (where the attacker knows the state of the pool
         * plus the current outputs, and attempts to find previous
         * ouputs), unless the hash function can be inverted. By
         * mixing at least a SHA1 worth of hash data back, we make
         * brute-forcing the feedback as hard as brute-forcing the
         * hash.
         */
        __mix_pool_bytes(r, hash.w, sizeof(hash.w));
…
        /*
         * In case the hash function has some recognizable output
         * pattern, we fold it in half. Thus, we always feed back
         * twice as much data as we output.
         */
        hash[0] ^= hash[3];
        hash[1] ^= hash[4];
        hash[2] ^= rol32(hash[2], 16);

...
```

Quellcode 30: drivers/char/random.c

Die nun vorhandenen 80 Bit werden als Zufallszahl für eine Runde definiert. Die gegebenenfalls vorhandenen Hardware-Zufallszahlenbits, welche über die 80-Bit-Grenze hinausgehen, werden ignoriert. Die generierten 80 Bits werden mit der Anzahl der vom Aufrufer angeforderten Bytes verglichen:

1. Wenn die Anzahl der Bytes aus Schritt 2 mehr als 10 Bytes beträgt, wird Schritt 3 noch einmal ausgeführt und die neu erzeugten Daten mit denen der vorherigen Runde konkateniert. Dies wird so lange durchgeführt, bis so viele Bytes aus dem Entropie-Pool extrahiert wurden, wie angefordert.
2. Wenn weniger als die generierten 10 Bytes angefordert worden (oder in der letzten Runde in Schritt 4.i müssen weniger als 10 Bytes erzeugt werden, da eine Anzahl von Bytes zu generieren ist, welche nicht durch 10 teilbar ist), werden die überzähligen Bytes der generierten 10 Bytes abgeschnitten.

Der nun generierte Wert aus den konkatenierten Teilwerten der SHA-1-Operation ist die Zufallszahl.

2.6.1 Extraktion von Daten via Gerätedateien

Der in Abschnitt 2.6 diskutierte Extraktionsmechanismus wird nun von den Lesefunktionen der Gerätedateien `/dev/random` und `/dev/urandom` wie folgt verwendet:

1. `/dev/random`: Wenn ein Prozess lesend auf die Gerätedatei zugreift, wird die Funktion `random_read` aufgerufen. Diese Funktion ruft den Mechanismus aus Abschnitt 2.6 mit dem `blocking_pool` auf. Wenn der Aufruf mindestens ein Byte zurückliefern kann, wird genau diese Anzahl an Bytes an den Aufrufer gegeben und die Lesefunktion wird beendet. Der Aufrufer kann die Lesefunktion erneut aufsetzen, um genügend Daten zu erhalten.
2. Wenn dieser Mechanismus nun null Bytes aufgrund der Diskussion in Abschnitt 2.6 - Schritt 2 zurückliefert, , wird der aufrufende Prozess schlafen gelegt.

```
static ssize_t
_random_read(int nonblock, char __user *buf, size_t nbytes)
{
...
        while (1) {
...
                n = extract_entropy_user(&blocking_pool, buf, n);
...
                if (n > 0)
                        return n;

                /* Pool is (near) empty.  Maybe wait and retry. */
                if (nonblock)
                        return -EAGAIN;

                wait_event_interruptible(random_read_wait,
                        ENTROPY_BITS(&input_pool) >=
                        random_read_wakeup_bits);
                if (signal_pending(current))
                        return -ERESTARTSYS;
```

Quellcode 31: `drivers/char/random.c`

Der Prozess wird so lange schlafen, bis die Entropieschätzung des `input_pools` einen Entropiewert von mehr als den in `/proc/sys/kernel/random/read_wakeup_threshold` angegebenen Wert aufweist – standardmäßig ist dieser Wert auf 64 Bits gesetzt. Wenn die Entropieschätzung einen höheren Wert aufweist, wird dner Prozess aufgeweckt, und es werden weiter Daten aus dem `blocking_pool` extrahiert. Wenn wieder unzureichend Entropie vorhanden ist, wird der Prozess wieder schlafen gelegt. Ansonsten wird die Leseoperation zu Ende geführt.

- `/dev/urandom`: Eine Leseoperation auf `/dev/urandom` wird von der Funktion `urandom_read` behandelt. Diese Funktion ruft den ChaCha20-DRNG entsprechend der Erläuterung aus Abschnitt 2.3.1. Aufgrund der Nutzung eines deterministischen RNGs können hierbei niemals weniger Bytes als angefordert zurückgeliefert werden.

2.6.2 Extraktion von Daten innerhalb des Kerns

Für kerninterne Zwecke stellt der LRNG folgende Funktionen bereit:

- `get_random_bytes` stellt dem Kern eine Zufallszahlenquelle zur Verfügung. Diese Funktion ruft den Mechanismus aus Abschnitt 2.3.1. Wiederum werden immer genauso viele Bytes generiert, wie angefordert. Demzufolge wird dem Kern eine dem `/dev/urandom` vergleichbare Quelle bereitgestellt.
- `get_random_bytes_arch` stellt einen Zugrang zu der Intel RDRAND Instruktion bereit.

- `get_random_int` ist eine weitere kerninterne Schnittstelle zum LRNG. Die darüber generierten Daten werden **nicht** als kryptographisch stark interpretiert. Die Funktion generiert einen MD5-Hash der aktuellen Systemzeit. Falls ein Hardware-RNG zur Verfügung steht, wird dieser verwendet.
- `randomize_range` ist ebenfalls eine kerninterne Schnittstelle zum LRNG, welche auf der vorher beschriebenen Funktion `get_random_int` basiert.
- `next_pseudo_random32` ist eine weitere kerninterne Schnittstelle zum LRNG. Die damit generierten Daten werden **nicht** als kryptographisch stark interpretiert, da keine Verbindung zu den Entropiepools besteht. Die Funktion generiert einen Integer-Wert bestehend aus einem Seed verändert um statische Werte.

2.7 Hardware-Zufallszahlengeneratoren

Der LRNG hat folgende Funktionen in seinem Quellcode, die an vorher beschriebenen Orten platziert sind:

```
#ifdef CONFIG_ARCH_RANDOM
# include <asm/archrandom.h>
#else
static inline bool arch_get_random_long(unsigned long *v)
{
        return 0;
}
static inline bool arch_get_random_int(unsigned int *v)
{
        return 0;
}
...
static inline bool arch_get_random_seed_long(unsigned long *v)
{
       return 0;
}
static inline bool arch_get_random_seed_int(unsigned int *v)
{
       return 0;
}
...
#endif
```

Quellcode 32: `include/linux/random.h`

Diese Funktionen haben die folgende Bedeutung:

- `arch_get_random_long` gibt eine Zufallszahl vom Hardware-RNG als long-Wert zurück.
- `arch_get_random_int` gibt eine Zufallszahl vom Hardware-RNG als int-Wert zurück.
- `arch_get_random_seed_long` gibt eine Zufallszahl vom Hardware-RNG als long-Wert zurück.
- `arch_get_random_seed_int` gibt eine Zufallszahl vom Hardware-RNG als int-Wert zurück.

Standardmäßig liefern beide Funktionen Null zurück, welches vom LRNG als ein Nichtvorhandensein eines Hardware-RNGs interpretiert wird.

Falls zur Kern-Übersetzungszeit aber `asm/archrandom.h` genutzt wird, stehen hier Ersatzfunktionen, welche den Hardware-RNG befragen, zur Verfügung.

Die folgenden Abschnitte diskutieren die bereits unterstützten Hardware-RNGs.

2.7.1 Intel RDRAND-Instruktion

Beginnend mit der Intel IvyBridge x86-Prozessorgeneration implementiert Intel die Instruktion RDRAND. Diese Instruktion bietet einen Zugang zu einem Hardware-RNG, der auf einer Hardware-Rauschquelle basiert und dessen Werte durch einen deterministischen RNG verarbeitet. Dieser deterministische RNG ist ein SP800-90A kompatibler DRBG mit AES im CTR-Operationsmodus als Kern[13].

Die Verbindung zwischen der RDRAND-Instruktion und dem LRNG wird über die vorher genannten Funktionen bereitgestellt. Die Implementierung dieser Funktionen ist in `arch/x86/include/asm/archrandom.h` zu finden. Der dort enthaltene Assemblercode stellt sicher, dass die Funktion nur Werte zurückliefert, wenn das CPUID-Register einen Marker für das Vorhandensein der RDRAND-Instruktion enthält.

Jegliche Nutzung der RDRAND-Instruktion kann verhindert werden, wenn der Kern mit der Kommandozeilenoption „nordrand“ gestartet wird.

Es ist zu beachten, dass RDRAND von einem Hypervisor im Sinne eines VM-Exits abgefangen und verändert beziehungsweise nicht an die CPU weitergegeben werden kann.

2.7.2 Intel RDSEED-Instruktion

Beginnend mit der Intel Broadwell x86-Prozessorgeneration implementiert Intel die Instruktion RDSEED zusätzlich zur RDRAND Instruktion. Diese Instruktion bietet einen Zugang zu einem Hardware-RNG, der auf einer Hardware-Rauschquelle basiert und dessen Werte durch eine auf AES basierende Whiteningfunktion durchmischt.

Der Intel-Zufallszahlengenerator hat folgende Struktur:

1. Rauschquelle,
2. AES-CBC-MAC-Berechnung von Daten aus der Rauschquelle,
3. Nutzung der AES-CBC-MAC-Daten zum Seeding des CTR DRBG.

RDSEED erlaubt das Abgreifen der Daten resultierend aus Schritt 2 und RDRAND erlaubt das Lesen von Daten resultierend aus Schritt 3. Damit ist RDRAND ein deterministischer Zufallszahlengenerator, der häufig geseedet wird. Hingegen produziert RDSEED Daten die immer von neu generierten Daten der Rauschquelle abgeleitet wurden.

Die Verbindung zwischen der RDSEED-Instruktion und dem LRNG wird über die vorher genannten Funktionen bereitgestellt. Die Implementierung dieser Funktionen ist in `arch/x86/include/asm/archrandom.h` zu finden. Der dort enthaltene Assemblercode stellt sicher, dass die Funktion nur Werte zurückliefert, wenn das CPUID-Register einen Marker für das Vorhandensein der RDSEED-Instruktion enthält.

Jegliche Nutzung der RDSEED-Instruktion kann verhindert werden, wenn der Kern mit der Kommandozeilenoption „nordrand“ gestartet wird.

Es ist zu beachten, dass RDSEED von einem Hypervisor im Sinne eines VM-Exits abgefangen und verändert beziehungsweise nicht an die CPU weitergegeben werden kann.

2.7.3 Verwendung von Hardware-Zufallszahlengeneratoren

Der LRNG verwendet Hardware-Zufallszahlengeneratoren an folgenden Stellen:

- Rauschquelle: die Hardware-Zufallszahlengeneratoren, die Treiber im Rahmen der Linux-Kern-HW-RNG-Architektur bereitstellen, können als Rauschquelle verwendet werden.
- CPU-spezifische Zufallszahlengeneratoren (zur Zeit nur RDRAND/RDSEED) werden an folgenden Stellen verwendet:
  - Während des Einmischens von Interrupts werden auch Zufallszahlen in den Entropie-Pool eingemischt.
  - Erstellen des SHA-1-Initialvektors bei der Initialisierung von SHA-1.

13 Genaue Informationen zu den Interna der RDRAND-Instruktion sind im Buch Intel Digital Random Number Generator [RDRAND] zu finden.

- Initialisierung der Entropie-Pools.

2.7.4 Deaktivierung von Hardware-Zufallszahlengeneratoren

Die Verwendung der HW-RNG Architektur kann deaktiviert werden, indem folgende Kern-Kommandozeile beim Bootvorgang angeben: rng-core.default_quality=0. Ebenso kann der Administrator folgendes Kommando zur Laufzeit angeben:

echo 0 > /sys/module/rng-core/default_quality

Die Nutzung von RDRAND/RDSEED kann mit der Kern-Kommandozeilenoption „nordrand“ deaktiviert werden.

3 Bekannte Analysen des Linux-RNG

2006 haben Gutterman et al. in [GPR06] eine Analyse des LRNG, wie er in Kernversion 2.6.10 verwendet wird, veröffentlicht. Die Arbeit [LRSV12] von Lacharme et al. aus dem Jahr 2012 gilt für die Kernversion 2.6.30.7 (und höhere Versionen) und zeigt, dass einige der in [GPR06] beschriebenen Angriffe in neueren Kernversionen nicht mehr möglich sind. An dieser Stelle sollte man sich jedoch darüber im Klaren sein, dass einige Angriffe Zugriff auf bestimmte Systemressourcen erfordern, die nur durch eine vollständige Kontrolle über das System selbst sichergestellt werden können. Kann ein Angreifer beispielsweise den `blocking_pool` oder den ChaCha20-DRNG Zustand, die sich beide im Betriebssystemkern befinden, auslesen, so hat er entsprechend der Von-Neumann-Architektur auch auf jeden anderen Speicherbereich Zugriff. In diesem Fall gibt es für den Angreifer offensichtlich Möglichkeiten, sein gewünschtes Ziel weitaus einfacher zu erreichen.

3.1 Angriffe von Gutterman et al. und deren aktuelle Relevanz

Wir geben jetzt einen kurzen Überblick über die einzelnen Angriffe von Gutterman et al., sowie eventuell bereits getroffene Gegenmaßnahmen (d.h. spätestens ab Kernversion 2.6.30.7) wie sie in [LRSV12] beschrieben werden.

3.1.1 Denial-of-Service-Angriffe

Zwei unterschiedliche Denial-of-Service-Angriffe werden in [GPR06] vorgestellt. Der erste besteht einfach in durchgehendem Anfordern von Zufallszahlen aus dem `blocking_pool`. Als Lösungsvorschlag wird die (unpraktikable) Einführung von Quotas vorgeschlagen. Durch andauerndes Lesen aus `/dev/urandom`, also aus dem ChaCha20-DRNG, war es ihnen zudem möglich, die Entropie des `input_pool` schneller zu verringern, als sie durch den Entropiesammler erhöht wurde. Die Folge war auch hier ein DOS-Angriff auf den `input_pool` und damit auch auf den `blocking_pool`. Dieser Angriff ist, wie Lacharme et al. bemerken, mindestens ab Kernversion 2.6.30.7 nicht mehr möglich, da bei Anfragen auf `/dev/urandom` stets mindestens 8 Bytes Entropie im `input_pool` verbleiben müssen.

3.1.2 Verwendung in Diskless-Systems

Wie in Kapitel 2 beschrieben, wird beim Herunterfahren des Systems der aktuelle Inhalt der Entropie-Pools gespeichert und bei erneutem Systemstart wieder in die Entropie-Pools geschrieben. Dieser Sicherheitsmechanismus, der Angriffe aufgrund der relativ einfach vorhersagbaren Abläufe beim Systemstart und der daraus resultierenden geringen Entropie verhindern soll, ist bei Live-Systemen wie Knoppix und anderen „Diskless-Systemen“ wie OpenWRT nicht gegeben. Theodore Ts'o, der Autor des LRNG, sieht hierin jedoch keinen Fehler des LRNG, sondern der Anwendung.

3.1.3 (Enhanced-)Backward-Secrecy[14]

Im betrachteten Fall kennt ein Angreifer den aktuellen Inhalt eines Entropie-Pools (oder aller Entropie-Pools) und möchte den vorhergehenden Zustand bestimmen. Bei der in [GPR06] analysierten Kernversion wurden im Fall von `blocking_pool` und (dem in der untersuchten Kern-Version vorhandenen) `nonblocking_pool` nur 3 Wörter à 32 Bit verändert, sodass hier 2^{96} Möglichkeiten zu testen wären. Für mehr als die Hälfte der Fälle wurde zudem eine Verbesserung des Angriffs, die lediglich 2^{64} Tests benötigt, vorgestellt. Für den input_pool benötigt der generische Angriff wegen der Veränderung von 9 Wörtern à 32 Bit 2^{288} Tests. Nach [LRSV12] wird dieser Angriff ab Kernversion 2.6.26 durch Änderung des Aufrufs der Feedback-Funktion unterbunden, sodass die beste generische Methode, den vorherigen Zustand zu rekonstruieren, eine Komplexität von $O(2^{160})$ hat (siehe dazu auch Abschnitt4.3).

14 In der genannten Arbeit wird statt „Enhanced-Backward-Secrecy“ der Begriff „Forward-Security“ genutzt.

3.2 Analyse von Lacharme et al.

Wir fassen weitere Ergebnisse aus [LRSV12] zusammen:

3.2.1 LRNG ohne Eingabe in die Entropie-Pools

Betrachtet man den LRNG unter der Voraussetzung, dass keine neue Eingaben in die Entropie-Pools durchgeführt werden, so verhält sich der LRNG wie ein gewöhnlicher deterministischer RNG, etwas präziser: wie die Kopplung von linearen Schieberegistern (LFSR). Die Ausgabe wird dementsprechend nach einer gewissen Anzahl von Aufrufen zyklisch. Aus der Wahl nicht irreduzibler Polynome zur Definition der LFSR resultiert hier (unnötigerweise) eine Periodenlänge, die kleiner der maximal möglichen Periodenlänge ist; dies wird jedoch nicht als sicherheitskritisch angesehen.

Obwohl keine anderen Polynome angegeben wurden, können mit verfügbaren Mathematikprogrammen (zum Beispiel „magma“) irreduzible, primitive Polynome ermittelt werden. Nachdem der Autor mit Ted Tso, dem Autor von /dev/random, Rücksprache gehalten hat, ergibt sich aber folgendes Bild: Ted Tso will ein Polynom verwenden, dessen „Taps“ (die Exponenten) gleichmäßig verteilt sind. Irreduzible, primitive Polynome haben üblicherweise eine starke Verschiebung der Exponenten hin zu den größten möglichen Zahlen. Dies bedeutet, dass bei der LFSR Operation hauptsächlich relativ nah zusammenhängende Wörter miteinander XORiert werden. Falls diese Datenblöcke nicht ganz unabhängig und identisch verteilt sind (IID – indeptendent identically distributed), könnte die XOR Operation des LFSR bei Nutzung von Polynomen mit starker Verschiebung der Exponenten zu Verlusten bei der Entropie kommen.

3.2.2 (Enhanced-)Forward-Secrecy[15]

Hier werden zwei Fälle betrachtet: Im ersten Fall kennt ein Angreifer den Zustand von einem der beiden Output-Pools, nicht aber den Inhalt von `input_pool` und möchte den nachfolgenden Zustand des entsprechenden Output-Pools bestimmen. Da nach Anforderung von Entropie aus dem `input_pool` mindestens 64 Bit übertragen werden, benötigt ein Angriff im Durchschnitt 2^{63} Tests.

Im zweiten Fall sind dem Angreifer sowohl der entsprechende Output-Pool, als auch `input_pool` bekannt und er möchte wieder den nächsten Zustand in Erfahrung bringen. Nimmt man an, dass bis zur nächsten Ausgabe k Bit Entropie gesammelt werden, so können die folgende Fälle eintreten: Ist k mindestens 64, so muss der Angreifer aus 2^k Möglichkeiten wählen. Ist k<64 und der Entropiezähler hoch genug, so reichen im Durchschnitt 2^{k-1} Tests aus. Auf diese Weise wird jedoch die Entropie reduziert, sodass ab einem bestimmten Punkt die vorhandene Entropie zu gering sein wird und dann so lange Entropie gesammelt wird, bis k mindestens 64 Bit groß ist. Ab diesem Punkt führt dies ebenfalls zu einer Sicherheit von 64 Bit.

3.2.3 Eingabebasierte Angriffe

Eine wichtige Erkenntnis, die von Lacharme et al. mathematisch bewiesen wird, ist, dass das Einmischen neuer Daten in die Entropie-Pools niemals zu einer Verringerung der enthaltenen Entropie führt. Aus diesem Grund sind sogenannte eingabebasierte Angriffe nicht möglich. D.h. ein Angreifer kann ohne Kenntnis der Entropie-Pools keinen Nutzen aus der Kontrolle über die Entropie-Eingabe ziehen[16].

3.2.4 Bewertung der Entropieabschätzung

Die Entropieabschätzung muss gewährleisten, dass tatsächlich genug Entropie vorhanden ist; dementsprechend sollte die Abschätzung eher konservativ gehalten werden. Die Messungen in [LRSV12] bestätigen dies für den LRNG.

15 In der genannten Arbeit „Backward Security“ genannt.
16 Die Funktionsweise des Entropieschätzers wird in Abschnitt 2.5.3 ausführlich beschrieben.

3.3 Schlussfolgerungen aus [GPR06] und [LRSV12]

Am Ende der Arbeiten [GPR06] und [LRSV12] werden einige Empfehlungen zur Weiterentwicklung des LRNG gegeben. Diese beziehen sich großteils auf direkte Gegenmaßnahmen zu den oben beschriebenen Schwachstellen. Zudem bemängeln Gutterman et al. die unnötige Komplexität des LRNG-Designs (insbesondere die ihrer Meinung nach zu großen Poolgrößen und das häufige Aufrufen von SHA-1) und schlagen stattdessen die Verwendung der Barak-Halevi-Konstruktion vor.

Wie bereits in den einzelnen Abschnitten erwähnt, wurden die in [GPR06] beschriebenen Mängel in neueren Kernversionen größtenteils behoben.

Lacharme et al. bescheinigen dem LRNG ein gutes Sicherheitsniveau. Neben dem Hinweis auf die einfache Lösung des in 3.2.1 angesprochenen Problems, weisen sie auch darauf hin, dass die Verwendung einer aktuellen Hashfunktion wie SHA-3 statt SHA-1 ein vollständiges Redesign erfordern würde.

Das von Lacharme et al. bedauerte Fehlen einer theoretischen Grundlage für die Entropieschätzer wurde, wie bereits in 2.5.3.2 erwähnt, von Pousse (siehe [P12]) behoben.

4 Abdeckung der Anforderungen an NTG.1

Die RNG-Funktionalitätsklasse NTG.1 ist in [KS11], Abschnitt 4.10 definiert. Der vorliegende Abschnitt listet die Anforderungen dieser Funktionalitätsklasse auf und vergleicht diese Anforderungen mit der tatsächlichen Implementierung des LRNG.

Die folgenden Abschnitte spiegeln die Anforderungen aus Abschnitt 4.10 von [KS11] wider.

Die Analyse zeigt folgendes: `/dev/random` **erfüllt** die Anforderungen von NTG.1 auf x86-Systemen. Für andere Hardwareplattformen kann keine Aussage getroffen werden, da in dieser Studie nur Messungen für x86-Systeme durchgeführt wurden. Da die Entropieabschätzung teilweise auf der hardwareabhängigen Messung der Zeitgeber basiert, können die Ergebnisse nicht einfach auf andere Plattformen übertragen werden. Dadurch wird für diese die Anforderung NTG1.6 zur empirischen Messung der Entropie nicht erfüllt.

Seit der Kern-Version 4.5 ruft der ATH9K-Treiber, welcher für neuere WLAN-Karten mit einem Qualcomm Atheros-Chipsatz bestimmt ist, die Funktion add_hwgenerator_randomness auf. Dieser Aufruf erfolgt in der Funktion ath9k_rng_kthread. Mit diesem Aufruf werden Daten aus dem Atheros-Chip in den `input_pool` gemischt und zusätzlich der Entropieschätzer um einen gewissen Betrag erhöht. Derzeit ist ungeklärt, woher diese Entropie kommt und auf welcher Basis die Entropieabschätzung durchgeführt wird.

Damit ist auch ungeklärt, ob die NTG.1-Eigenschaften des LRNG bei der Nutzung des ATH9K-Treibers erfüllt werden. Die Aussagen in den folgenden Unterkapiteln gelten demnach nur für Systeme ohne eine WLAN-Karte mit dem Qualcomm Atheros-Chip, der von dem ATH9K-Treiber nutzbar gemacht wird.

4.1 NTG.1.1

Die Anforderung NTG.1.1 ist definiert als:

„The RNG shall test the external input data provided by a non-physical entropy source in order to estimate the entropy and to detect non-tolerable statistical defects under the condition [assignment: requirements for NPTRNG operation].“

Unabhängig von `/dev/random` oder `/dev/urandom` wird diese funktionelle Anforderung bei der Verarbeitung von Ereigniswerten mit dem `input_pool` wie folgt implementiert – folgende Aussagen müssen demnach in dem Assignment der Anforderung auftauchen:

- Für jede Klasse von Rauschquellen implementieren die Entropie-Sammelfunktionen Prüfungen, ob der Ereigniswert „sinnvoll“ ist. Konkret werden folgende Prüfungen implementiert:
  - Eingabegeräte: Die Funktion `add_input_randomness` implementiert den in Quellcode 7 dargestellten Code. Dieser Code verwirft jeden eingehenden Ereigniswert, wenn er gleich dem vorhergehenden Ereigniswert ist.
  - Blockgeräte: Die Funktion add_disk_randomness ist implementiert entsprechend der Diskussion in Quellcode 13. Dieser Code verwirft ein Ereignis, wenn keine entsprechende Blockgerätedatenstruktur vorhanden ist, oder das Blockgerät nicht als geeignet für Zufallszahlen angesehen ist.
  - Interrupts: Es werden die Informationen als Entropiequelle verwendet, welche für das Abarbeiten von Interrupts des Systems notwendig sind. Wenn diese Daten nicht korrekt sind, kann der Interrupt vom System nicht verarbeitet werden und das Gerät wird nicht funktionieren. In einem solchen Fall wird der Linux Kern abstürzen.

  Mit den diskutierten Vorkehrungen werden statistische Auffälligkeiten vermieden.
  - Bei der Verarbeitung von Interrupts wird die RDSEED-Instruktion als weitere Rauschquelle verwendet, falls vorhanden. Dieser Rauschquelle wird – fest vorgegeben – eine Entropie von 1 Bit unterstellt – dies bedeutet, dass 64 Bits aus RDSEED einer Entropie von einem Bit unterstellt wird . Bei jedem Einmischen des `fast_pools`, welcher mit einem zeitlichen Mindestabstand von einer Sekunde und mindestens 64 Interrupts in den `input_pool` eingemischt wird, werden auch 16 Bit

bzw. 32 Bit an Daten von RDSEED in den `input_pool` eingemischt, entsprechend der Beschreibung in Kapitel 2.5.1.2. Wie in der Intel-Prozessordokumentation [INTEL3C] Tabelle 24-7 beschrieben ist, kann die RDSEED-Instruktion von einem Hypervisor abgefangen werden, der beliebige Antworten zurückgeben kann. Diese möglichen Antworten eines Hypervisors, der RDSEED abfängt, muss im schlimmsten Falle unterstellt werden, dass keine Entropie geliefert wird. Damit überschätzt die Entropie-Abschätzung des LRNGs für RDSEED pro Einmischen eines `fast_pool` um 1 Bit. Da auf der anderen Seite beim Einmischen des `fast_pool` diesem Pool auch nur ein Bit an Entropie unterstellt wird, welches mit großer Wahrscheinlichkeit eine Unterschätzung der Entropie ist, kann davon ausgegangen werden ,dass die Unterschätzung und die Überschätzung sich aufheben. Somit kann generell davon ausgegangen werden, dass im Worst-Case die Nutzung von RDSEED keinen Einfluss auf den LRNG hat.

- Die Heuristik in `add_timer_randomness`, welche die Entropie abschätzt, ist anhand der Kolmogorow-Entropieabschätzung modelliert. Diese Abschätzung impliziert, dass ein Ereignis maximal 11 Bit an Entropie haben kann. Die quantitativen Tests in Abschnitt 6.2.7 zeigen, dass die Abschätzung relativ konservativ ist.
- Die Lesefunktion für /dev/random, welche den Aufrufer blockiert, falls zu wenig Entropie vorhanden ist.

Mit diesen Resultaten kann gesagt werden, dass die Verarbeitung der Eingabewerte der verschiedenen Rauschquellen den Anforderungen von NTG.1.1 entspricht.

4.2 NTG.1.2

Die Anforderung NTG.1.2 ist definiert als:

„The internal state of the RNG shall have at least [assignment: Min-entropy]. The RNG shall prevent any output of random numbers until the conditions for seeding are fulfilled.“

Die Analyse in Abschnitt 4.9 und die darin enthaltenen Aussagen gelten für diese Anforderung ebenso, wobei der Wert für „Min-entropy“ natürlich nicht willkürlich hoch angesetzt werden darf.

Auf Basis des Designs und der statistischen Analyse können folgende Assignments für Min-entropy getroffen werden: „... as many bits of theoretical minmal entropy as requested by the caller“ – /dev/random blockiert den Lesevorgang bis Entropie für eine RNG Runde, d.h. 80 Bit, vorhanden sind. Diese 80 Bit werden an den Aufrufer übergeben. Wenn der Aufrufer mehr Zufallszahlen anfordert, erhält der Aufrufer immer 80-Bit-Blöcke, falls entsprechend Entropie vorhanden ist, bis seine Anforderung erfüllt ist.

Die Tabelle in NTG.1.6 zeigt die kumulierte heuristische Entropie pro Ereigniswert. Dieser Wert ist die gewichtete, durchschnittliche Entropie, die der LRNG einem Hardware-Ereignis zuweist. Auf diesen heuristischen Entropiewerten basiert das Blockieren des Lesens bei `/dev/random`.

Die Graphen in den Tests in Abschnitt 6.2.7 enthalten die minimale Entropie für die Ereigniswerte, welche mit den heuristischen Entropiewerten von 0, 1 und 8 bewertet werden. Wenn

$$\begin{aligned}0{,}50\,(\textit{minimale Entropie Ereignis mit heuristischer Entropie von}\,0)*0{,}5144\,(\textit{Häufigkeit})+\\ 7{,}32\,(\textit{minimale Entropie Ereignis mit heuristischer Entropie von}\,1)*0{,}431\,(\textit{Häufigkeit})+\\ 1{,}11\,(\textit{minimale Entropie Ereignis mit heuristischer Entropie von}\,8)*0{,}001\,(\textit{Häufigkeit})=\\ 3{,}413\end{aligned}$$

diese minimalen Entropiewerte nun mit den in der Tabelle von NTG.1.6 genannten Häufigkeiten des Auftretens der Ereignisse mit heuristischer Entropie von 0, 1, und 8 gewichtet werden, kommen wir auf eine durchschnittliche minimale Entropie von: 3,413.

Damit ist die theoretisch berechnete minimale Entropie pro Hardware-Ereignis höher als die heuristische Entropie, welche in NTG.1.6 genannt ist. Da die Berechnung der theoretischen minimalen Entropie nicht für alle Ereignisse berechnet wurde, kann der errechnete Wert als untere Abschätzung angesehen werden.

Wie oben beschrieben stellt der blockierende Mechanismus von `/dev/random` sicher, dass mindestens genauso viel heuristische Entropie im `blocking_pool` ist, wie Zufallsbits angefragt werden. Mit der gezeigten Berechnung der theoretischen minimalen Entropie ist damit auch sichergestellt, dass pro Bit an extrahierter Zufallszahl auch ein Bit an minimaler Entropie enthalten ist.

Wie in Kapitel 4.1 dargestellt, kann bei der Nutzung von RDSEED eine völlige Überschätzung der vorhandenen Entropie vorliegen, falls RDSEED mittels eines Hypervisors abgefangen wird oder wenn der Rauschquelle hinter RDSEED nicht vertraut wird. Deswegen kann die Anforderung NTG.1.2 nur als erfüllt angesehen werden, wenn der Kern mit der Kommandozeilenoption „nordrand“ für das Deaktivieren von RDSEED gebootet wird oder anderweitig sichergestellt ist, dass die Virtualisierung deaktiviert ist bzw. vertrauenswürdig ist.

4.3 NTG.1.3

In diesem Abschnitt betrachten wir die Anforderung NTG.1.3:

„The RNG provides backward secrecy even if the current internal state and the previously used data for reseeding, resp. for seed-update, are known.“

Da der Extraktionsmechanismus für alle Entropie-Pools identisch ist, gilt die nachfolgende Argumentation für alle beiden Entropie-Pools input_pool, und blocking_pool. Alle Aussagen im weiteren Verlauf über „den Entropie-Pool“ gelten deshalb für jeden dieser beiden Pools[17].

Wir setzen jetzt voraus, dass ein Angreifer die in NTG.1.3 spezifizierten Informationen hat, also

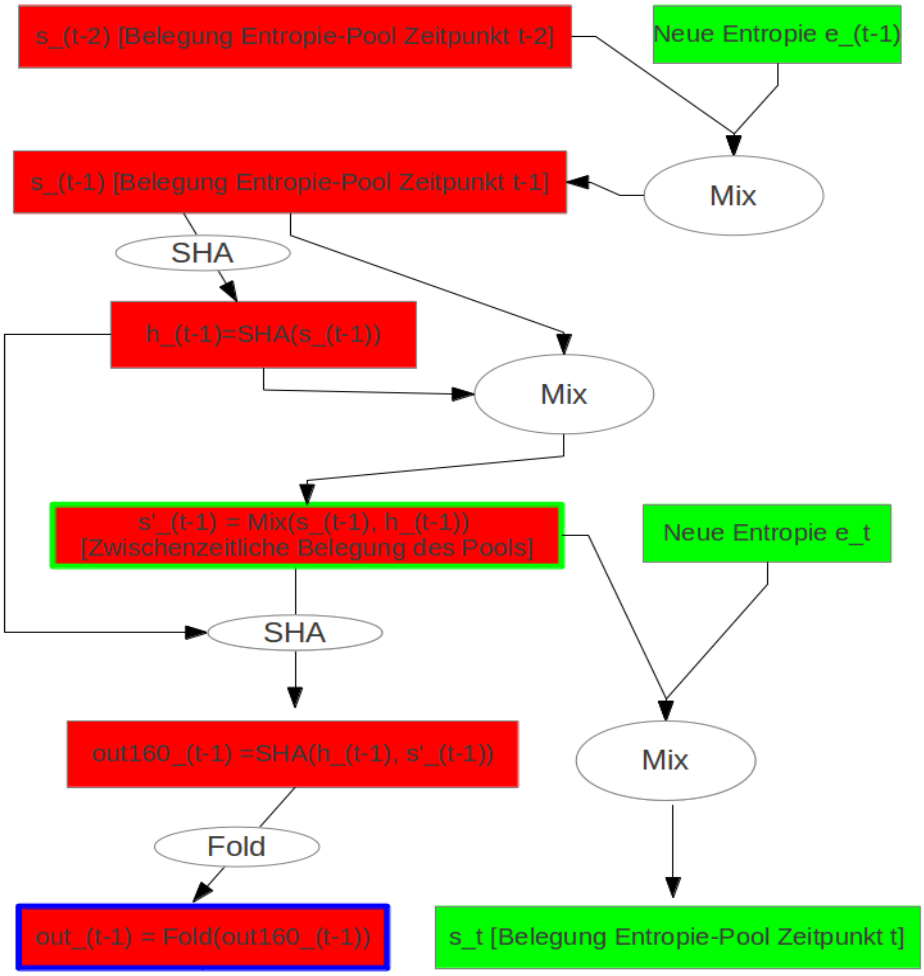
- den Zustand des Entropie-Pools s_t zum Zeitpunkt t, sowie
- alle Daten für Reseeding und Seed-Update für die Zeitpunkte 0,1,...,t.

Daraus möchte ein Angreifer die vorangegangene Ausgabe

- $out_{(t-1)}$

bestimmen. Die folgende Abbildung veranschaulicht die Situation[18][19],

17 User können nicht direkt auf `input_pool` zugreifen, zudem ist `input_pool` nicht als reiner DRNG zu sehen.
18 Für eine ausführliche Darstellung der Funktionsweise des LRNG verweisen wir auf Kapitel 2.
19 Die Beschreibung ist eine Vereinfachung, da die Problematik der parallelen Verarbeitung von Ereignissen/Anfragen im LRNG nicht berücksichtigt wird. Das Schaubild erläutert ausschließlich die Abarbeitung einer isolierten Runde des LRNG. Bei der Betrachtung paralleler Anfragen/Ereignissen können sich einige der aufgezeigten Zustände überlappen.



wobei ein grüner Hintergrund dem Angreifer bekannte Daten und ein roter Hintergrund dem Angreifer unbekannte Daten kennzeichnen. Der zusätzliche blaue Rahmen um $out_{(t-1)}$ soll darauf hinweisen, dass der Angreifer den Wert ($out_{(t-1)}$) bestimmen möchte.

Wie aus der Abbildung ersichtlich wird, muss ein Angreifer für weitere Berechnungen zunächst $s'_{(t-1)}$ aus s_t und e_t rekonstruieren. Wir nehmen hier an, dass der Angreifer hierzu in der Lage ist, da im Worst-Case-Szenario nach der Ausgabe der letzten Zufallszahl $out_{(t-1)}$ gar keine neue Entropie eingemischt wird und dann $s_t = s'_{(t-1)}$ gelten würde, d.h. $s'_{(t-1)}$ wäre dem Angreifer ohne weitere Berechnung bekannt. Deshalb wurde $s'_{(t-1)}$ grün eingerahmt.

Für die Bestimmung von $out_{(t-1)}$ fehlt dem Angreifer noch $h_{(t-1)}$. Dieses müsste er aus $s'_{(t-1)} = Mix(s_{(t-1)}, h_{(t-1)})$ berechnen, was praktisch unmöglich ist. Der Grund hierfür liegt in den Eigenschaften der Mischfunktion Mix und der verwendeten Hashfunktion SHA-1:

- Beide Funktionen sind auf dem betrachteten Definitionsbereich nicht invertierbar.
- Für beide Funktionen ist es schwierig, überhaupt ein Urbild zu einem bestimmten Ausgabewert zu finden[20]. Die Bestimmung der gesamten Urbildmenge ist deshalb und insbesondere aufgrund der Mächtigkeit dieser Menge von entweder 1024 Bit oder 4096 Bit vollkommen jenseits jeder Berechnungsmöglichkeit in einer Zeitspanne die nicht in Äonen angegeben wird.

20 Für SHA-1 ist der Aufwand direkt an die Kollisionsresistenz gebunden und somit als extrem hoch einzustufen.

Somit lässt sich feststellen, dass die Extraktion von Zufallszahlen aus allen drei Entropie-Pools der Anforderung NTG.1.3 entspricht; **insbesondere erfüllt /dev/random die Anforderung NTG.1.3.**

Eine ähnliche Begründung gilt für den verwendeten ChaCha20-DRNG. Der interne Zustand des ChaCha20-DRNGs wird mit nicht verwendeten oder neu erzeugen Zufallszahlen aus dem ChaCha20-DRNG mittels XOR verknüpft. Damit wird der interne Zustand vollständig und irreversibel verändert, da keine der beiden mittels XOR verknüpften Ausgangsdaten mehr verfügbar sind.

Bemerkung

Der Betrachter sollte sich das ganze Bild des Betriebssystems vor Augen halten. Alle drei Entropie-Pools werden im Betriebssystem-Kern verwaltet. Wenn ein Angreifer in den Kern eindringen kann und die Pools oder die Mix-Funktion beobachten oder beeinflussen kann, dann wurden **alle** Sicherheitsbarrieren des Betriebssystems überwunden. Ein Angreifer, der dieses Ziel erreicht hat, kann viel mehr Macht ausnutzen:

- Beobachtung jedes Leseaufrufs von `/dev/random` oder `/dev/urandom` um jegliche neu generierte Zufallszahlen abzufangen.
- Auslesen aller Speicherbereiche, die ggf. Schlüsselwerte oder Zustände von via `/dev/random` oder `/dev/urandom` ge-seedeten DRNGs enthalten, welche auf vorhergehenden Zufallszahlen beruhen.
- Beobachten, verändern, Replay, etc. aller kryptographischen Operationen im System.
- Direkter Zugang zu allen geschützten Bereichen des Betriebssystems und damit einhergehend das Überwinden aller Sicherheitsbarrieren wie Zugriffskontrollen, inklusive denen, welche auf Kryptographie basieren.

Demzufolge muss die geführte Diskussion als rein formale Diskussion angesehen werden, welche keine praktische Relevanz besitzt. In der Praxis wird ein Angreifer, der theoretisch die Entropie-Pools und deren Verarbeitung beobachten kann, viel gefährlichere Aktionen – auch aus Sicht von kryptographischen Mechanismen – durchführen können als die, die in NTG.1.3 angenommen werden.

4.4 NTG.1.4

Die Anforderung NTG.1.4 ist definiert als:

„The RNG generates output for which [assignment: number of strings] strings of bit length 128 are mutually different with probability [assignment: probability].“

Der Entropie-Pool für die Ausgabe, `blocking_pool`, habt eine Größe von 1024 Bit. Entsprechend der Analyse in Abschnitt 4.8 kann als Worst-Case-Szenario angesetzt werden, dass nach der Generierung von 1024 Bit Zufallszahlen via `/dev/random` oder `/dev/urandom` diese Entropie-Pools neu vom `input_pool` geseedet werden.

Die beiden Assignments in der Anforderung werden mit den folgenden Formeln angegeben. Aus diesen Formeln können reale Werte berechnet werden, die in den Assignments eingesetzt werden.

4.4.1 /dev/random

Vorüberlegung - Ausgabe von Bitstrings der Länge 128
Möchten wir Ausgaben von jeweils 128 Bit, so werden, wie in Abschnitt 2.6 beschrieben, zweimal 80 Bit aus dem LRNG entnommen, konkateniert und die letzten 32 Bit verworfen.

Idealfall – der perfekte Zufallszahlgenerator

Im Idealfall unterliegen die ausgegebenen Bitstrings einer Gleichverteilung. Hier erwartet man nach dem Geburtstagsparadoxon nach 2^{64} Ausgaben von je 128 Bit eine Kollision mit einer Wahrscheinlichkeit von

$$P\left(Kollision\, nach\, 2^{64}\, Ausgaben\right) \approx 0.3935.$$

Auf die gleiche Weise, wie obige Wahrscheinlichkeit bestimmt werden kann, leiten wir jetzt eine Formel für die Wahrscheinlichkeit her, dass nach n Ausgaben von je 128 Bit keine Kollision auftritt. Die Anzahl an Möglichkeiten für die Ausgabe von n paarweise verschiedenen Bitstrings der Länge 128 ist durch

$$A = 2^{128} \cdot (2^{128} - 1) \cdot \ldots \cdot (2^{128} - n + 1)$$

gegeben, woraus sich für die Wahrscheinlichkeit, dass keine Kollision nach der Ausgabe von n 128-Bit-Wörtern auftritt, als

$$P(n) = \frac{A}{(2^{128})^n}$$

ergibt. Mit Hilfe der (etwas groben) Abschätzung[21]

$$A = 2^{128} \cdot (2^{128} - 1) \cdot \ldots \cdot (2^{128} - n + 1) > (2^{128} - n + 1)^n$$

erhält man eine leicht berechenbare untere Schranke für P:

$$P(n) > \left(\frac{2^{128} - n + 1}{2^{128}}\right)^n$$

Damit ergibt sich beispielsweise, dass 2^{55} aufeinanderfolgende Ausgabe-Bitstrings der Länge 128 mit einer Wahrscheinlichkeit von P > 0.999996 paarweise verschieden sind.

Bemerkung:

- Umformuliert bedeuten obige Werte, dass k > 2^{55} Bitstrings der Länge 128 entnommen werden können und mit einer Wahrscheinlichkeit von P > 1 - ε, für ε = 3.8e-6, keine Kollision auftritt, also die ausgegebenen Bitstrings paarweise verschieden sind. (Zum Vergleich betrachte man die Anforderung k>2^34, ε < 2^-16 aus Tabelle 13 in [KS11] für AVA_VAN.5 (high).)
- Setzt man in diese Formel n = 2^{64} ein, so erhält man folgende Abschätzung für die Gegenwahrscheinlichkeit zu der obigen Formel aus dem Geburtstagsparadoxon:

  $$P(\textit{Keine Kollision nach } 2^{64} \textit{ Ausgaben}) > \frac{1}{e} \approx 0.3678.$$

  Vergleicht man diese Abschätzung mit dem tatsächlichen Wert von etwa 0.6065[22], so fällt auf, dass obige Abschätzung recht ungenau ist. Die tatsächlichen Werte für die Wahrscheinlichkeiten P(n) sind in der Realität also noch deutlich höher. Somit werden selbst deutlich mehr als 2^{55} aufeinanderfolgende Ausgabe-Bitstrings der Länge 128 mit einer Wahrscheinlichkeit von P > 1 – 2^-16 paarweise verschieden sein.

Interpretation

Die folgenden Argumente, die größtenteils auf der ausführlichen Beschreibung der Funktionsweise des LRNG aus Kapitel 2 basieren, stützen die Vermutung, dass der LRNG dem oben beschriebenen Idealfall sehr nahe kommt:

- Der `blocking_pool` habt die enorme Größe von 1024 Bit. Für jede feste SHA-1-Ausgabe von 160 Bit ist die Urbildmenge somit extrem groß, sodass hier keine Abweichungen von der Gleichverteilung zu erwarten sind. Zudem wird ein großer Teil der Belegung des jeweiligen Entropie-Pools bei jeder Zufallszahlen-Ausgabe durch das Zurückmischen geändert.

21 Wir verwenden (statt der üblichen Abschätzung mittels der Stirling-Formel) diese grobe Abschätzung zur einfachen Berechnung einer unteren Schranke für die Wahrscheinlichkeit P.Diese Berechnung verwendet extrem große Zahlen.
22 Da 1 - 03935 = 0.6065.

- Für den `blocking_pool` gilt zusätzlich, dass nur Zufallszahlen ausgegeben werden, wenn ausreichend Entropie vorhanden ist. Falls nötig wird dementsprechend Entropie aus dem `input_pool` angefordert und eingemischt, was ebenfalls zu einer umfangreichen Veränderung der Belegung des Entropie-Pools führt und folglich eine Gleichverteilung der Ausgabewerte begünstigt. Wir bemerken hier noch, dass das Reseeding spätestens nach 6 Ausgaben von jeweils 128 Bit geschieht.
- SHA-1 wurde bezüglich der Verteilung der Ausgabewerte bereits ausführlich untersucht, sodass man alleine bei den berechneten SHA-1-Werten von einer Verteilung nahe einer Gleichverteilung ausgehen kann.
- Zudem wird vor der Ausgabe von jeweils 80 Bit noch eine Faltung des SHA-1-Werts durchgeführt. Diese Faltung trägt ebenfalls zu einer gleichmäßigen Verteilung der Ausgabe bei.

Somit halten wir fest, dass /dev/random die Anforderungen von NTG.1.4 erfüllt.

Bemerkung

Auch wenn Nutzer keinen direkten Zugriff auf den input_pool haben, halten wir fest, dass die vorgestellte Untersuchung sowohl für die Extraktion aus dem blocking_pool als auch dem input_pool gültig ist.

4.4.2 /dev/urandom

Die für `/dev/random` getroffene Best-Case Analyse in Abschnitt 4.4.1 basiert rein auf der Gleichverteilung, welche durch SHA-1 gegeben ist. Eine solche Gleichverteilung wird der ChaCha20 Stromchiffre ebenfalls unterstellt. Für den ChaCha20-DRNG wird ein interner Zustand mit 512 Bits, in dem ein Seed mit 256 Bits verwaltet wird, verwendet. Obwohl der verwendete interne Zustand erheblich kleiner als beim `blocking_pool` ist, ist der Extraktionsmechanismus konzeptionell identisch: es wird mit einer kryptographischen Funktion aus dem internen Zustand ein Wert abgeleitet, der einer Gleichverteilung folgt. Demzufolge gilt die Analyse von /dev/random ebenfalls für `/dev/urandom`. In Abschnitt 4.8 ist erläutert, dass ein Aufrufer von `/dev/urandom` immer Zufallszahlen erhält, auch wenn die Entropieschätzung für den LRNG dies nicht erlauben würde. In diesem Fall basiert die Zufallszahl auf der Qualität von ChaCha20.

Damit erfüllt `/dev/urandom` die Anforderungen von NTG.1.4.

4.5 NTG.1.5

Die Anforderung NTG.1.5 ist definiert als:

„Statistical test suites cannot practically distinguish the internal random numbers from output sequences of an ideal RNG. The internal random numbers must pass test procedure A [assignment: additional test suites].“

Die Durchführung der Test Procedure A entsprechend [AIS2031] wurde im Abschnitt 7.3 dokumentiert.

Die Anforderung an die zusätzlichen Tests wird mit den Analysen in Kapitel 5 ff. als abgedeckt angesehen. Dies gilt für alle Entropie-Pools. Vor allem die Tests in den Abschnitten 7.4 und 7.5 sind explizite Bestätigungen für die Anforderungen von NTG.1.5.

Entsprechend Abschnitten 7.4 und 7.5 kann das Assignment der Anforderung von NTG.1.5 wie folgt ausgestaltet werden: „and the BSI Test Suite A as well as the dieharder[23] test suite“

Damit erfüllen `/dev/random` und `/dev/urandom` die Anforderungen von NTG.1.5.

4.6 NTG.1.6

Die Anforderung NTG.1.6 ist definiert als:

„The average Shannon entropy per internal random bit exceeds 0.997.“

Die Idee, die Erfüllung dieser Anforderung zu zeigen ist nun wie folgt:

23 Test suite is provided at http://www.phy.duke.edu/~rgb/General/dieharder.php.

Wir zeigen experimentell, dass die Entropieschätzung Ereignisse im Mittel mit deutlich weniger Entropie bewertet, als deren tatsächliche Shannon-Entropie ist. Somit enthält der `input_pool` praktisch immer deutlich mehr Shannon-Entropie als der Entropiezähler des LRNG anzeigt. Fordert nun `blocking_pool` N Bit Entropie an, so wird diese (falls vorhanden) (i) aus dem `input_pool` übertragen, (ii) der Entropiezähler des `input_pool` um N verringert und (iii) der Entropiezähler des blocking_pool um N erhöht. Somit enthält auch der `blocking_pool` stets mehr Shannon-Entropie als der Entropiezähler des LRNG angibt. Da für die Ausgabe von N Zufallsbits aus dem `blocking_pool` der Entropiezähler mindestens N betragen muss und dieser Zähler nach der Ausgabe um N erniedrigt wird, folgt (informell), dass jedes ausgegebene Zufallsbit ein Bit Shannon-Entropie enthält, die Anforderung NTG.1.6 somit erfüllt ist.

Es folgt jetzt die detaillierte Ausführung dieser Idee.

Die Anforderung zielt auf den Vergleich zwischen der theoretischen Shannon-Entropie und der LRNG-Heuristik für das Abschätzen der Entropie ab. Nur wenn die heuristische Entropieschätzung pro Ereignis maximal gleich oder geringer ist als die Shannon-Entropie pro Ereignis, ist diese Anforderung als gesichert anzusehen. Dabei ist anzumerken, dass ein Bit an heuristisch ermittelter Entropie vom LRNG als ein Bit an „wahrer“ Entropie angesehen wird.

Abschnitt 6.2.7 enthält genau diesen Vergleich, wenn auch nicht für alle heuristischen Entropiewerte[24]. Diese Analyse sagt Folgendes aus:

- Heuristische Entropiewerte von 0 enthalten eine Shannon-Entropie von rund 1,86. Damit ist die Heuristik des LRNG sehr konservativ.
- Heuristische Entropiewerte von 8 enthalten eine Shannon-Entropie von 3,39. Damit ist die Heuristik des LRNG zu optimistisch.

Abschnitt 6.2.1 enthält ein Histogramm pro Rauschquelle mit der relativen Anzahl von heuristischen Entropiewerten. Dabei treten die heuristischen Entropiewerte von 0 in 60% bis 90% aller Ereigniswerte auf – wir nehmen hier den Wert Mittelwert entsprechend der unten stehenden Tabelle. Die heuristischen Entropiewerte von 8 treten in weniger als 1% der Fälle, auf entsprechend unten stehender Tabelle.

Aus den in Abschnitt 6.2.1 verwendeten Daten kann man folgende Tabelle erstellen (diese Tabelle wurde mit Hilfe des R-Programms entropy_per_event/shannon_vs_heuristic.r erstellt). Dabei sind die Spalten folgendermaßen zu interpretieren:

- Erste Spalte: Heuristische Entropiewerte.
- HID: Die Häufigkeit der heuristischen Entropiewerte der Eingabegeräte. Diese Spalte ist identisch mit dem entsprechenden Histogramm in Abschnitt 6.2.1.
- Disk: Die Häufigkeit der heuristischen Entropiewerte der Blockgeräte. Diese Spalte ist identisch mit dem entsprechenden Histogramm in Abschnitt 6.2.1.
- Mean: Der Mittelwert der Spalten HID und Disk.
- Entropie: Multiplikation des Mittelwertes mit den Heuristischen Entropiewerten.
- Kum. Entropie: Kumulierte Entropie – Addition der Entropiewerte.

	HID	**Disk**	**IRQ**	**Mean**	**Entropie**	**Kum. Entropie**
0	0.6268	0.9147	0.0016	0.5144	0	0
1	0.2351	0.0597	0.9982	0.431	0.431	0.431

24 Um eine vollständige und umfassende Analyse vorlegen zu können, müssten in Abschnitt 6.2.7 Tests für alle theoretisch möglichen heuristischen Entropiewerte, d.h. 0 bis einschließlich 11 durchgeführt werden. Es wird aber angenommen, dass die massive Unterschätzung der Entropie durch den hohen Anteil der heuristischen Entropie von 0 Bits (zwischen 60 und 80% aller Ereignisse werden mit 0 Bit Entropie abgeschätzt) alle möglichen Überschätzungen in den höheren heuristischen Entropiewerten mehr als ausgleicht.

2	0.0396	0.0131	0.0001	0.0176	0.0352	0.4662
3	0.0381	0.0005	0	0.0129	0.0386	0.5048
4	0.0246	0.0008	0	0.0085	0.0338	0.5386
5	0.0245	0.003	0	0.0092	0.0458	0.5844
6	0.0038	0.0023	0	0.002	0.0122	0.5966
7	0.0025	0.0042	0	0.0022	0.0156	0.6122
8	0.0014	0.0015	0	0.001	0.0079	0.6201
9	0.001	0.0002	0	0.0004	0.0036	0.6237
10	0.0008	0	0	0.0003	0.0026	0.6263
11	0.0019	0	0	0.0006	0.0071	0.6334

Der letzte Wert in der Spalte „Kum. Entropie“ zeigt die durchschnittliche Entropie pro Ereignis bezogen auf alle möglichen heuristischen Entropiewerte.

Damit kann man folgende Analyse durchführen:

- Heuristische Entropie – aus Tabelle: $0{,}6334$
- Shannon-Entropie: $1{,}86 * 0{,}5144 + 3{,}39 * 0{,}001 = 0{,}96$

Damit ergibt sich, dass die Shannon-Entropie der beobachteten Ereignisse alleine bei den gemessenen heuristischen Entropiewerten 0 und 8 erheblich höher ist, als die heuristisch ermittelte Entropie über alle heuristischen Entropiewerte. Dies wiederum impliziert, dass die Anforderung an `input_pool` als erfüllt anzusehen ist.

Der Transfer von Entropie vom `input_pool` zu dem `blocking_pool` und ChaCha20-DRNG ist derart gestaltet, dass eine Entnahme von einem Bit Zufall aus dem input_pool die Entropieschätzung des input_pools um ein Bit verringert. Gleichzeitig wird beim Hinzufügen dieses Bits zum `blocking_pool` die jeweilige Entropieschätzung um weniger als ein Bit erhöht. Damit verändert der Transfermechanismus die oben getroffene Aussage nicht – sie trifft demnach auf den gesamten LRNG zu, bei dem eine Entropieschätzung relevant ist.

Zu beachten ist, dass die oben genannten empirischen Werte durch Tests auf x86- Systemen ermittelt wurden. Wie aus den Tests in Abschnitt 6.2 ersichtlich, steuern die Prozessorzyklen den Großteil der Entropie bei. Die Prozessorzyklen werden entsprechend der Beschreibung im Abschnitt 2.5.1.6 hardwareabhängig gelesen, wobei die Möglichkeit besteht, dass auf einigen Plattformen überhaupt keine Zyklen gelesen werden. Es wird vermutet, dass die heuristische Entropieabschätzung im LRNG das Fehlen bzw. das veränderte Maß der Prozessorzyklen abfängt. Dennoch gilt die getroffene Aussage für die Messungen auf x86-Systemen und kann nicht einfach auf andere Hardwareplattformen übertragen werden.

Somit halten wir fest, dass /dev/random die Anforderungen von NTG.1.6 erfüllt.

4.7 Struktur des LRNG

Die Anforderung an die Struktur des LRNG ist definiert als:

„A non-physical true RNG comprises three parts:

- the input pre-computation block, which computes the input for the internal DRNG from several external input signals provided by (usually several) entropy sources,
- the entropy pool, which collects entropy and computes the output,
- the control block, which prevents the output of random numbers until the RNG has sufficient entropy to ensure the randomness of the output.“

Die Betrachtung des LRNG, ob die genannten Anforderungen abgedeckt sind, ist im Folgenden separiert nach den Benutzerschnittstellen `/dev/random` und `/dev/urandom`.

4.7.1 /dev/random

Der erste Punkt ist wie folgt abgedeckt:

- Als Rauschquellen werden prinzipiell 3 Quellen verwendet:
  - Zeitverhalten der Zugriffe auf Blockgeräte,
  - Zeitverhalten von Ereignissen erzeugt von Eingabegeräten, und
  - Zeitverhalten des Auftretens von Interrupts.

  Dabei ist zu sagen, dass die Interrupt-Quelle in der jetzigen Implementierung im Endeffekt deaktiviert ist.
- Die Ereignisse der Rauschquellen werden in einem Entropie-Pool, dem input_pool, gesammelt. Dabei werden die neuen Ereignisse mittels eines linearen Schieberegisters mit Twist zu den bestehenden Werten des input_pools hinzugefügt.

Der zweite Punkt ist wie folgt abgedeckt:

- Der Entropie-Pool blocking_pool sammelt die Entropie aus dem input_pool. Weiterhin wird aus dem blocking_pool die Zufallszahl erzeugt.

Der dritte Punkt ist wie folgt abgedeckt:

- Die Lese-Funktion von /dev/random stoppt den lesenden Prozess im Falle des Fehlens von Entropie im input_pool. Der gestoppte Prozess wird fortgesetzt, sobald Entropie bereit steht.

4.7.2 /dev/urandom

Der erste Punkt ist wie folgt abgedeckt:

- Als Rauschquellen werden prinzipiell 3 Quellen verwendet:
  - Zeitverhalten der Zugriffe auf Blockgeräte,
  - Zeitverhalten von Ereignissen erzeugt von Eingabegeräten, und
  - Zeitverhalten des Auftretens von Interrupts.

  Dabei ist zu sagen, dass die Interrupt-Quelle in der jetzigen Implementierung im Endeffekt deaktiviert ist.
- Die Ereignisse der Rauschquellen werden in einem Entropie-Pool, dem input_pool, gesammelt. Dabei werden die neuen Ereignisse mittels eines linearen Schieberegisters mit Twist zu den bestehenden Werten des input_pools hinzugefügt.

Der zweite Punkt ist wie folgt abgedeckt:

- Der ChaCha20-DRNG sammelt die Entropie aus dem input_pool. Weiterhin wird aus dem ChaCha20-DRNG die Zufallszahl erzeugt.

Der dritte Punkt ist aber **nicht** abgedeckt. `/dev/urandom` kann demzufolge nicht als konform zu den Anforderungen von NTG.1 angesehen werden.

4.8 DRG.3 Anforderungen

Die Anforderung für DRG.3 ist wie folgt formuliert:

„The class NTG.1 combines security capabilities of deterministic RNGs and security capabilities similar to those of physical true RNGs. By clause (NTG.1.3) the entropy pool with its updating mechanism and output function (viewed as a DRNG) is DRG.3-conformant.“

Bei der Betrachtung im Rahmen von DRG.3 muss man die Entropie-Pools isoliert voneinander betrachten, da DRG.3 nur einen deterministischen RNG definiert. Demzufolge gilt:

- `blocking_pool` und ChaCha20 stellen jeweils einen eigenständigen DRNG dar.
- `input_pool` ist ein NPTRNG. Da dieser Pool maßgeblich an der Qualität von /dev/random beteiligt ist und darüber hinaus auch die Ausgabe von Zufallszahlen stoppt, wenn im `input_pool` zu wenig Entropie vorhanden ist, kann der input_pool selbst als NPTRNG entsprechend NTG.1 angesehen werden.

Demzufolge beziehen sich die Anforderungen von DRG.3 auf `blocking_pool` und ChaCha20. Der input_pool wird entsprechend des in Kapitel 2 erläuterten Designs nicht für die Ausgabe von Zufallszahlen verwendet. Dieser Entropie-Pool muss als Seed-Quelle für die beiden anderen Pools angesehen werden. Wenn man die Verwaltung dieser Entropie-Pools isoliert betrachtet, stellen sie jeweils deterministische RNG dar. Damit können sie auf Erfüllung der Anforderungen von DRG.3 geprüft werden.

Die folgenden Kapitel diskutieren die Anforderungen von DRG.3 und zeigen, dass sowohl der `blocking_pool` als auch der ChaCha20-DRNG die DRG.3-Anforderungen erfüllen.

4.8.1 DRG.3.1

„If initialized with a random seed [selection: using PTRNG of class PTG.2 as random source, using PTRNG of class PTG.3 as random source, using NPTRNG of class NTG.1 as random source, [assignment: other requirements for seeding]], the internal state of the RNG shall [selection: have [assignment: amount of entropy], have [assignment: work factor], require [assignment: guess work]].

Sowohl der `blocking_pool`, als auch der ChaCha20-DRNG werden vom `input_pool` geseeded, welcher ein NPTRNG der Klasse NTG.1 ist. Für den ChaCha20 gilt diese Aussage nur, wenn kein NUMA-System vorliegt. Im Falle eines NUMA-Systemen werden alle vom Aufrufer erreichbaren ChaCha20-DRNG-Instanzen von einem anderen ChaCha20-DRNG gespeist.

Bezüglich der Entropie gilt:

- Für blocking_pool gilt die Aussage in Abschnitt 4.2, aufgrund der Eigenschaft des Blockierens von Leseoperationen, wenn die Entropieschätzung zu niedrig ist. Weiterhin ist zu bedenken, dass die Entropieschätzung, welche die Entropie in Bits angibt, um eins verringert wird, wenn ein Bit an Zufall extrahiert wird.
- Für den ChaCha20-DRNG gilt aufgrund der Eigenschaft der eines Reseedings nach 5 Minuten folgendes: Unter folgenden Annahmen:
  - dass die initiale Installation genügend Entropie (mindestens 100 Bits, aber typisch eher 1000 Bits entsprechend der Entropieschätzung – entsprechende Tests wurden durchgeführt) erzeugt,
  - dass entsprechend den Nutzungsanforderungen in Abschnitt 2.5.1.8 die Entropie für den ersten Neustart gespeichert wird, und
  - dem absoluten Worst-Case Szenario, dass nach der Installation keine Entropie mehr von Hardware-Ereignissen aufgezeichnet werden (z.B. headless System bei dem niemals HID Ereignisse anfallen und ein System mit SSD, welche entsprechend Abschnitt 2.5.1.8 keine Entropie liefern)

  gilt folgendes: Aufgrund der Nutzung von ChaCha20 als Whitening-Funktion bleibt die Entropie, welche beim Start eingemischt wird, erhalten.

  Selbst wenn ein Angreifer den Entropie-Pool ständig lesen würde und den für ihn Best-Case (für uns Worst-Case) annimmt, dass:

  - das angegriffene System ohne Last ist,
  - der Angreifer die optimale Systemlast erzeugt, indem er so viele Leseprozesse erzeugt, wie CPUs vorhanden sind (mehr würde zusätzliche Last vom Betriebssystem erzeugen, weniger würde die Leistung des System nicht ausreizen),
  - der Aufwand, die gelesenen Daten abzuspeichern (z.B. auf einer Festplatte), würde Null betragen, und

- der Aufwand, die gelesenen Daten zu analysieren und damit zukünftige oder vergangene Zufallszahlen zu berechnen, würde Null betragen,

können folgende Messungen durchgeführt werden: Auf einem Testsystem mit einem Intel i7 2,7-GHz Haswell-Prozessor ist die Lesegeschwindigkeit aus /dev/urandom beim Lesen von 50 MByte ca. 30 MB pro Sekunde entsprechend der Messung mit dem Programm dd.

Die generierten Daten werden nach /dev/null geschrieben, um jegliche Systemlast für das Speichern auszuklammern.

Zur einfacheren Berechnung, nehmen wir an, dass wir eine Lesegeschwindigkeit von 64 MB/s haben (über 100% über der gemessenen Geschwindigkeit). Um zum Beispiel 2^{64} Bit zu lesen, benötigt die Leseoperation folgende Zeit:

64 MB/s entsprechen 2^{26} Bytes/s. Demnach benötigt der Lesevorgang 2^{61} / 2^{26} s, was etwa 1089 Jahren entspricht.

Selbst auf einem System mit 64 Prozessoren benötigt die Leseoperation noch etwa 1089/64=17 Jahre. Nehmen wir an, dass jeder Prozessor 3 Hyperthreads und damit im Endeffekt 192 Prozessoren hat, benötigt das Lesen noch über 5,5 Jahre. Wohlgemerkt, alles unter der unwahrscheinlichen Annahme, dass keine Hardware-Ereignisse auftreten.

Mit dieser beispielhaften Berechnung lässt sich ableiten, dass sich die Entropie im ChaCha20-DRNG in einem angemessenen Zeitraum nicht verändert, da sie mittels der Qualität von ChaCha20 geschützt wird.

Damit kann festgestellt werden, dass die initiale Entropie in `/dev/urandom` über die gesamte Laufzeit des Zufallszahlengenerators sich nicht verändert – wie oben genannt kann als Worst-Case ein Minimum von 100 Bit angenommen werden.

4.8.2 DRG.3.2

„The RNG provides forward secrecy.“

Die Nutzung von SHA-1 als Whitening Funktion und das Einmischen eines SHA-1 Wertes entsprechend der Illustration in Abschnitt 4.3 stellt sicher, dass der Entropie-Pool bei jeder Erzeugung einer Zufallszahl gemischt wird:

- Das einmischen eines SHA-1 Wertes in den Entropie-Pool stellt sicher, dass der Pool verändert wird, bevor eine Zufallszahl entnommen wird. Dabei ist zu bemerken, dass der erzeugte SHA-1 Hash nur einen Teil des Pools verändert.
- Die Berechnung eines SHA-1 Wertes über den gesamten Entropie-Pool stellt sicher, dass jegliche Schiefen in der Wahrscheinlichkeitsverteilung der Bits geglättet werden.

Damit lässt sich sagen, dass mittels SHA-1 die Eigenschaft „forward secrecy“ gewährleistet wird.

Für den ChaCha20-DRNG gilt, dass die Inkrementierung des Zählers die Eigenschaft „forward secrecy“ sicherstellt.

4.8.3 DRG.3.3

„The RNG provides backward secrecy even if the current internal state is known.“

Die Analyse aus Abschnitt 4.3 hat gezeigt, dass beide Entropie-Pools des LRNG die Anforderung NTG.1.3 erfüllen. Somit **erfüllt** `/dev/random` DRG.3.3 und damit DRG.3.

Wir bemerken noch, dass die Problematik der (Enhanced-)Backward-Secrecy den Entwicklern des LRNG bewusst war und ist. Dementsprechend wurde dies in der Konstruktion berücksichtigt und auch in einem Kommentar

```
/*
 * We mix the hash back into the pool to prevent backtracking
 * attacks (where the attacker knows the state of the pool
 * plus the current outputs, and attempts to find previous
 * ouputs), unless the hash function can be inverted. By
```

```
* mixing at least a SHA1 worth of hash data back, we make
* brute-forcing the feedback as hard as brute-forcing the
* hash.
*/
```

innerhalb der Funktion `extract_buf` vermerkt.

Die backward secrecy-Anforderung wird vom ChaCha20-DRNG ebenfalls entsprechend der Diskussion in Abschnitt 2.3.1 gewährleistet. Hierfür wird der DRNG mit einem nicht verwendeten Teil der ChaCha20-Ausgabe wieder geseedet.

4.8.3.1 DRG.3.4

„The RNG initialized with a random seed [assignment: requirements for seeding] generates output for which [assignment: number of strings] strings of bit length 128 are mutually different with probability [assignment: probability].“

Siehe Abschnitte 2.3.1 und 4.4.

Damit erfüllen sowohl `/dev/random` als auch `/dev/urandom` diese Forderung.

4.8.3.2 DRG.3.5

DRG.3.5: „Statistical test suites cannot practically distinguish the random numbers from output sequences of an ideal RNG. The random numbers must pass test procedure A [assignment: additional test suites].“

Per Definition müssen alle Zufallszahlen, welche vom `blocking_pool` und vom ChaCha20-DRNG abgeleitet werden, die genannten Tests bestehen. Der Grund hierfür liegt in der Nutzung von SHA-1 beziehungsweise ChaCha20. Die ausgegebene Zufallszahl ist ein SHA-1-Wert über den gesamten Pool beziehungsweise das Resultat einer ChaCha20-Operation. Wenn die genannten Tests Probleme aufzeigen, würde dies im Umkehrschluss bedeuten, dass Eigenschaften von SHA-1/ChaCha20 nicht mehr gelten und damit SHA-1/ChaCha20 gebrochen wurde.

4.9 Vorhandensein einer Entropieschätzung

Die Anforderung für das Vorhandensein einer Entropieschätzung ist wie folgt formuliert:

„The security capability (NTG.1.1) checks the external input signals from the entropy sources with regard to total failure and non-tolerable weaknesses. Usually, an ‘entropy counter’ (applying heuristic rules) is kept to provide plausibility that enough fresh entropy is mixed up with the current internal state. The entropy counter reduces the (estimated) entropy of the internal state by m whenever m bits are output. If the value of the entropy counter is smaller than m the output of an m-bit string is prohibited. One says the input is “rated for entropy estimation“.“

Die Betrachtung des LRNG, ob die genannten Anforderungen abgedeckt sind, ist im Folgenden separiert nach den Benutzerschnittstellen `/dev/random` und `/dev/urandom`.

4.9.1 /dev/random

Die Entropie-Pools, welche bei `/dev/random` eine Rolle spielen, sind der `input_pool` und der `blocking_pool`. Für beide Entropie-Pools stellt der LRNG eine Entropieschätzung bereit, welche ständig entsprechend den eingehenden und ausgehenden Werten verändert wird.

Falls die Entropieschätzung für den `blocking_pool` kleiner ist als die angeforderte Zufallszahl, dann versucht der LRNG die fehlende Entropie aus dem `input_pool` in den `blocking_pool` zu übertragen. Im Fall, dass selbst der `input_pool` zu wenig Entropie zur Befriedigung des Aufrufers enthält, wird der aufrufende Prozess einfach gestoppt und erst wieder fortgesetzt, wenn genügend Entropie vorhanden ist.

Beim Erzeugen der Zufallszahl aus dem `input_pool` oder `blocking_pool` wird die Entropieschätzung um die Anzahl der erzeugten Bits verringert.

Dabei ist zu beachten, dass die Lesefunktion von `/dev/random` die angeforderte Größe der Zufallszahl blockweise abarbeitet – dabei ist ein Block 80 Bit groß, entsprechend der Größe des gefalteten SHA-1-Hashwerts, welcher von dem Entropie-Pool berechnet wurde. D.h. wenn

genügend Entropie für die Erzeugung eines Blocks an Zufallsbits vorhanden ist, wird der Block generiert und dem Aufrufer übergeben. Ansonsten wird die Erzeugung des Blocks wie oben beschrieben gestoppt.

Damit erfüllt `/dev/random` die Anforderung an die Entropieschätzung.

4.9.2 /dev/urandom

Für den ChaCha20-DRNG wird keine Entropieschätzung durchgeführt.

Damit erfüllt `/dev/urandom` die Anforderung an die Entropieschätzung **nicht**.

5 Testreihen I: Untersuchung der Entropie-Pools

In Kapitel 4 haben wir gesehen, dass `/dev/urandom` die Anforderungen an DRG.3 erfüllt und `/dev/random` sogar konform zu NTG.1 ist. Dort wurde insbesondere betrachtet, welche Möglichkeiten ein Angreifer hat, wenn er den Inhalt eines oder mehrerer Entropie-Pools zu einem bestimmten Zeitpunkt kennt. Neben der physischen Kontrolle über ein System könnte auch eine extrem einseitige Verteilung der Daten in den Entropie-Pools ein solches Szenario begünstigen. In diesem Kapitel wird mit Hilfe einiger Messungen getestet, ob die Entropie-Pools des LRNG die zuletzt genannte (nicht gewünschte) Eigenschaft besitzen.

Für die Sammlung der relevanten Daten wurde, wie in der Einleitung bereits erwähnt, SystemTap verwendet; die Diagramme wurden mit Hilfe der Programmiersprache R erstellt. Eine ausführliche Beschreibung der technischen Aspekte, sowie die Angaben zur eingesetzten Hardware sind in Appendix A zu finden.

Alle Tests wurden mit folgender Version des Linux-Kerns durchgeführt: 3.6.

Auf eine erneute Durchführung der Tests mit dem Linux-Kern 4.0 wurde verzichtet. Die Verarbeitung der Entropie-Pools mittels des LFSR in der Funktion `_mix_pool_bytes` ist unverändert gegenüber der Kern-Version 3.6. Da die Entropie-Pools ausschließlich mittels dem LFSR verändert werden, bestimmt dieser auch die Verteilung der Daten innerhalb des entsprechenden Pools.

5.1 Motivation und Erklärung der verschiedenen Tests

Bevor wir einen kurzen Überblick über die durchgeführten Messungen geben, sollte bemerkt werden, dass alle Tests jeweils mit einer vorher festgelegten Stichprobengröße S durchgeführt wurden. Durch zeitliche Einschränkungen bedingt, wird S dabei meist im Bereich von 1000 bis 100000 gewählt. Aufgrund der dazu vergleichsweise enormen Größe der Entropie-Pools (4096 Bit bzw. 1024 Bit) ist die Aussagekraft einiger Tests sehr beschränkt, zudem rechnet man auch mit etwas größeren Abweichungen von erwarteten Verteilungen.

Wenn nicht anders angegeben, wurden alle Tests sowohl im laufenden Betrieb als auch zum Systemstart jeweils für alle drei Entropie-Pools durchgeführt. Bei den Tests zum Systemstart wird bei jedem Startvorgang nur zu zwei bestimmten Zeitpunkten (einmal vor Start des User-Space und einmal vor Hinzufügen des Seeds) gemessen, danach wird ein Restart initiiert. Wichtig ist hierbei zu bemerken, dass im Gegensatz dazu die Tests im laufenden Betrieb eine bestimmte Anzahl direkt aufeinander folgende Zustände untersuchen.

Die Motivation für die ersten drei Tests liefert eine wünschenswerte und vielleicht auch erwartete Eigenschaft: Die Daten der Entropie-Pools sollten annähernd gleichverteilt sein. Während das extreme Gegenteil, also das Auftreten lediglich einiger weniger Zustände, einem Angreifer offensichtlich sehr zu Gute kommen würde, muss hier bemerkt werden, dass auch eine stärkere Abweichung von einer Gleichverteilung die Qualität des LRNG nicht vollständig untergräbt. Selbst die Annahme, dass 2^200 Belegungen (das entspricht beim `input_pool` einem Anteil von 2^(-3896) und bei den Output Pools einem Anteil von 2^(-824)) zusammen mit einer Wahrscheinlichkeit von über 50% auftreten, würde alleine keinen auch nur annähernd praktikablen Angriff ermöglichen.

Aufgrund des Designs des LRNG, genauer gesagt dem Einmischen von Hashwerten des Pools in den Pool bei jeder Extraktion von Zufallszahlen, erwartet man natürlich eine Verteilung der Pooldaten, die qualitativ ähnlich nahe einer Gleichverteilung ist, wie sie die verwendete Hashfunktion (SHA-1) aufweist.

- **Test 1 (Abschnitt 5.2) - Bestimmung der Anzahl der gesetzten Bits (=Bit-Summe) innerhalb des Entropie-Pools in S Beobachtungen:** Ausgehend von einer Gleichverteilung der Daten im jeweiligen Entropie-Pool erwartet man, dass der Mittelwert der gemessenen Bit-Summen etwa der Hälfte der Poolgröße entspricht und die Bit-Summen einer Normalverteilung folgen. Eine deutliche Abweichung würde hier für eine Abweichung von der Gleichverteilung sprechen. Ein positives Testergebnis kann jedoch auch bei einer extremen Ungleichverteilung auftreten, etwa wenn bei allen Messungen die erste Hälfte der Bits des Entropie-Pools gesetzt ist und die andere

Hälfte nicht. Bei den Tests zum Systemstart werden auch die Bit-Summen innerhalb der einzelnen 32-Bit-Wörter untersucht.

- **Test 2 (Abschnitt 5.3) – Bestimmung der Anzahl der gesetzten Bits für jede einzelne Bitposition innerhalb des Entropie-Pools in S Beobachtungen:** Geht man wieder von einer Gleichverteilung der Daten des Entropie-Pools und zusätzlich von einer hinreichend großen Stichprobengröße aus, so erwartet man, dass jede Bit-Summe nahe S/2 liegt. Mit anderen Worten: Die Wahrscheinlichkeit, dass das Bit an einer beliebig, aber fest gewählten Position des Entropie-Pools gesetzt ist, liegt nahe bei 50%. Auch hier ist ein positives Testergebnis nicht hinreichend, wie das Beispiel der kontinuierlich alternierenden Belegungen „101010...“ und „010101...“ zeigt.

  Zusätzlich wird die Anzahl der gesetzten Bits pro Bitposition auch innerhalb der einzelnen 32-Bit-Wörter untersucht. Dies ist auch als Test auf Abhängigkeiten innerhalb eines Wortes zu sehen.

Nach diesen Tests kann man folgende Überlegung anstellen: Angenommen für jede Bitposition i des Entropie-Pools gilt

$$P(b_i=1)\approx P(b_i=0)\approx\frac{1}{2}.$$

Weiter sei n die Größe des betrachteten Entropie-Pools in Bit und seien a1,...,an beliebig aber fest gewählte Bits. Nimmt man nun an, dass die Bits innerhalb der Entropie-Pools unabhängig voneinander gesetzt sind, gilt für die Belegung b1,...,bn des betrachteten Pools

$$P(b_1=a_{1,}b_2=a_2,\ldots,b_n=a_n)=P(b_1=a_1)\cdot P(b_2=a_2)\cdot\ldots\cdot P(b_n=a_n)=(\frac{1}{2})^n,$$

was gleichbedeutend mit der Gleichverteilung innerhalb des Entropie-Pools wäre.

Die angesprochene stochastische Unabhängigkeit der Bits der Entropie-Pools wäre offenbar eine sehr wünschenswerte Eigenschaft der Entropie-Pools.

- **Test X – Messung S aufeinander folgender Zustände des Entropie-Pools und damit stichprobenhafte Untersuchung einzelner Bitpositionen und Bitgruppen auf stochastische Unabhängigkeit:** Dieser Test wird hier nicht durchgeführt, da aufgrund der enormen Größe der Entropie-Pools und der sich daraus ergebenden noch größeren Anzahl an möglichen Abhängigkeiten eine Untersuchung, die ein einigermaßen aussagekräftiges Ergebnis liefert, vollkommen außer Reichweite ist.

Natürlich wäre es wünschenswert, dass sich der Inhalt der Entropie-Pools zu unterschiedlichen Beobachtungszeitpunkten in etwa der Hälfte der Bits unterscheidet, sodass die Kenntnis eines Zustands des Pools auch aus statistischen Gründen keine Rückschlüsse auf die Belegung zu einem anderen Zeitpunkt zulässt. Auch wenn aufgrund des Designs ein derartiges Verhalten zu erwarten ist, soll folgender Test als dieses Argument untermauern:

- **Test 3 (Abschnitt 5.4) – Bestimmung der Anzahl an Änderungen für jede einzelne Bitposition innerhalb des Entropie-Pools in S Beobachtungen:** Man könnte annehmen, dass der erwartete und gewünschte Wert für jede einzelne Bitposition bei etwa der Hälfte der Stichprobengröße, also bei S/2 liegt. Dies wäre gleichbedeutend damit, dass bei jedem Einmischen neuer Daten in den Pool jedes Bit mit einer Wahrscheinlichkeit von etwa 50% verändert wird. Allerdings muss hier in Betracht gezogen werden, dass beim Einmischen von Daten in den Pool gar nicht alle Bits des Entropie-Pools einer potentiellen Änderung unterliegen. Die theoretischen Werte für die oben genannten Wahrscheinlichkeiten werden in Abschnitt 5.4.1 hergeleitet. **Aufgrund der unterschiedlichen Testdurchführungen ist diese Bemerkung nur für die Tests im laufenden Betrieb, nicht jedoch für die Tests zum Systemstart relevant. Bei diesen erwartet (und wünscht) man tatsächlich, dass für jede Bitposition etwa S/2 Änderungen gemessen werden.** Das Beispiel mit einer kontinuierlichen Wiederholung der „111...“, „111...“, „000...“,

„000...“ (auf zwei identische Zustände folgen zwei Zustände, bei denen alle Bits geflippt wurden) zeigt die Grenzen der Aussagekraft von Test 3 auf.

Wie bei Test 2 wird zusätzlich die Anzahl der Änderungen für jede Bitposition auch innerhalb der einzelnen 32-Bit-Wörter untersucht, um eventuell Abhängigkeiten aufzudecken zu können.

Zur Veranschaulichung der Unterschiede zwischen Test 1 (Abschnitt 5.2), Test 2 (Abschnitt 5.3) und Test 3 (Abschnitt 5.4), soll folgendes Beispiel dienen:

Gegeben sei ein Entropie-Pool mit 10 Bits. Des Weiteren wird eine Stichprobengröße von 3 angenommen. Dann können die vorliegenden Untersuchungen wie folgt dargestellt werden:

Bitposition	**1**	**2**	**3**	**4**	**5**	**6**	**7**	**8**	**9**	**10**	Werte für 5.2 (Test 1)
1. Beobachtung	1	0	0	0	1	1	0	1	1	1	6
2. Beobachtung	0	0	1	1	0	1	1	1	0	0	5
3. Beobachtung	0	1	1	1	0	1	0	1	1	1	7
Werte für 5.3 (Test 2)	1	1	2	2	1	3	1	3	2	2	
Werte für 5.4 (Test 3)	1	1	1	1	1	0	2	0	2	2	

Die Testresultate werden meistens mittels selbsterklärenden Box-Whisker-Plots und Histogrammen veranschaulicht und interpretiert. Die Histogramme beinhalten zusätzlich zu der graphischen Veranschaulichung der Daten die theoretische Normalverteilung als rot gestrichelte Linie wenn die Daten aus einem perfekten RNG stammen würden – dies bedeutet, dass die aufgezeigte Normalverteilung aus der Standardabweichung (Sigma), dem Mittelwert der beobachteten Daten und der Stichprobengröße errechnet wurde.

Dabei ist zu bemerken, dass eine Abweichung der Testergebnisse von den theoretischen Vorhersagen bei den Tests zum Systemstart grundsätzlich als Hinweis auf die Notwendigkeit des Reseedings zu werten ist, falls keine andere Erklärung für die Abweichungen vorliegt.

Bemerkung zu der Aussagekraft der Tests

Wir bemerken, dass bei Vorliegen einer wünschenswerten Verteilung der Daten in den Entropie-Pools alle Tests positiv beendet werden, ein positives Ergebnis in allen Tests aber nicht als Nachweis einer wünschenswerten Verteilung gelten kann. Betrachten wir als Beispiel ein kontinuierliches Abwechseln der folgenden Zustände des Entropie-Pools:

101010...

101010...

010101...

010101...

Sei P die Größe des Entropie-Pools in Bit und S der Stichprobenumfang. Test 1 liefert hier P/2 für jeden Zustand, Test 2 ergibt für jede Bitposition etwa S/2 als Anzahl der gesetzten Bits und Test 3 zeigt etwa S/2 Änderungen für jede Bitposition.

Wie zu Beginn der Testbeschreibungen bereits erwähnt wird, ist ein so extremes Verhalten aufgrund der Funktionsweise des LRNG nicht zu erwarten.

5.2 Test 1 - Gesetzte Bits innerhalb des Entropie-Pools

Wie in 5.1 beschrieben, wird in diesem Test zu jedem Beobachtungszeitpunkt die Anzahl der gesetzten Bits innerhalb des jeweils betrachteten Entropie-Pools bestimmt.

5.2.1 Test 1 im laufenden Betrieb – Testansatz

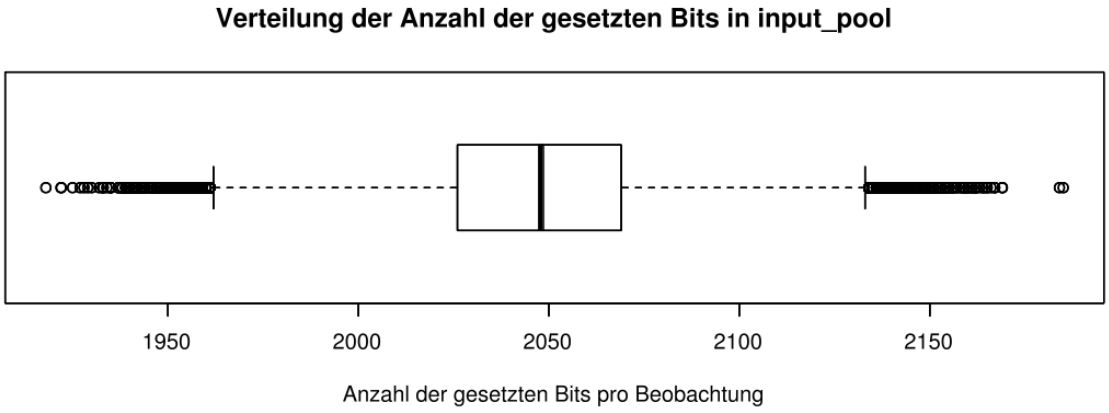
Ausgehend von den Anfangsüberlegungen wurde folgender Test erstellt, welcher im Verzeichnis entropy_pool_distribution zu finden ist:

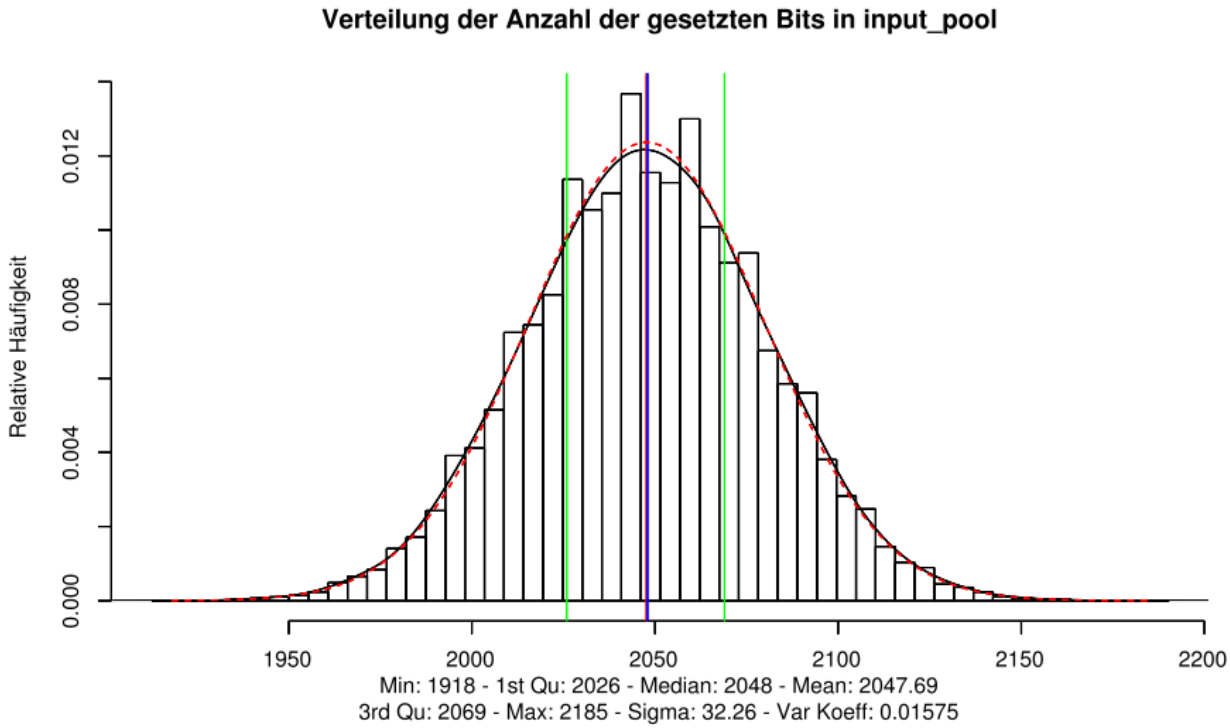
- Ein SystemTap-Skript entropy_pool_distribution.stp wurde erstellt, in welchem die Stichprobenanzahl mit der Variable num_samplings angepasst werden kann. Dieses Skript bestimmt die Anzahl der gesetzten Bits im jeweils betrachteten Entropie-Pool bei jedem Auslesen.
- Das SystemTap-Skript wird mit dem Bash-Skript gendata.sh aufgerufen.
- Ein R-Project-Analyseprogramm entropy_pool_distribution.r erstellt die folgenden Graphiken aus der mittels dem SystemTap-Skript erzeugten Datenreihe.

Die gewählte Stichprobengröße beträgt $S = 100.000$.

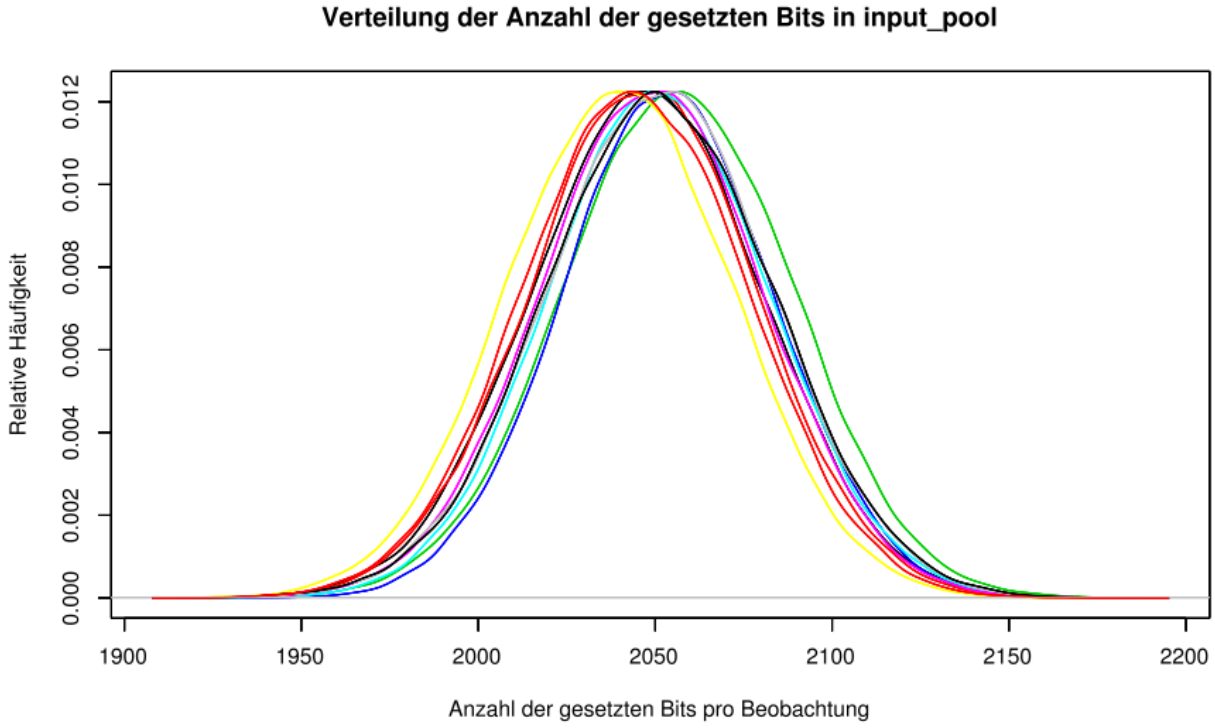
5.2.2 Test 1 - Gesetzte Bits im Entropie-Pool input_pool

5.2.2.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse





Das Verhalten der Verteilung über die Zeit wurde mit 10 Testreihen mit der oben angegeben Stichprobengröße durchgeführt. Die schwarze Kurve entspricht der ersten Testreihe, die obigem Box-Whisker-Plot und dem zugehörigen Histogramm zugrunde liegt.



Die Verteilungen zeigen die erwarteten Resultate:

- Mittelwert und Median sind fast identisch und liegen bei der Hälfte der Entropie-Pool-Größe in Bits.

- Das Histogramm zeigt eine fast perfekte Normalverteilung.
- Die Streuung der Werte um den Mittelwert ist relativ gering, wie im Histogramm und im Box-Whisker-Plot ersichtlich.
- Die Veränderung der Verteilung beim Wiederholen des Tests ist ebenfalls sehr gering.
- Der Variationskoeffizient zeigt, dass die Verteilung sehr „schmal“ im Verhältnis der Gesamtdaten ist.

Die Ergebnisse stehen nicht im Widerspruch zu der Vermutung, dass die Daten im `input_pool` gleichverteilt sind.

5.2.3

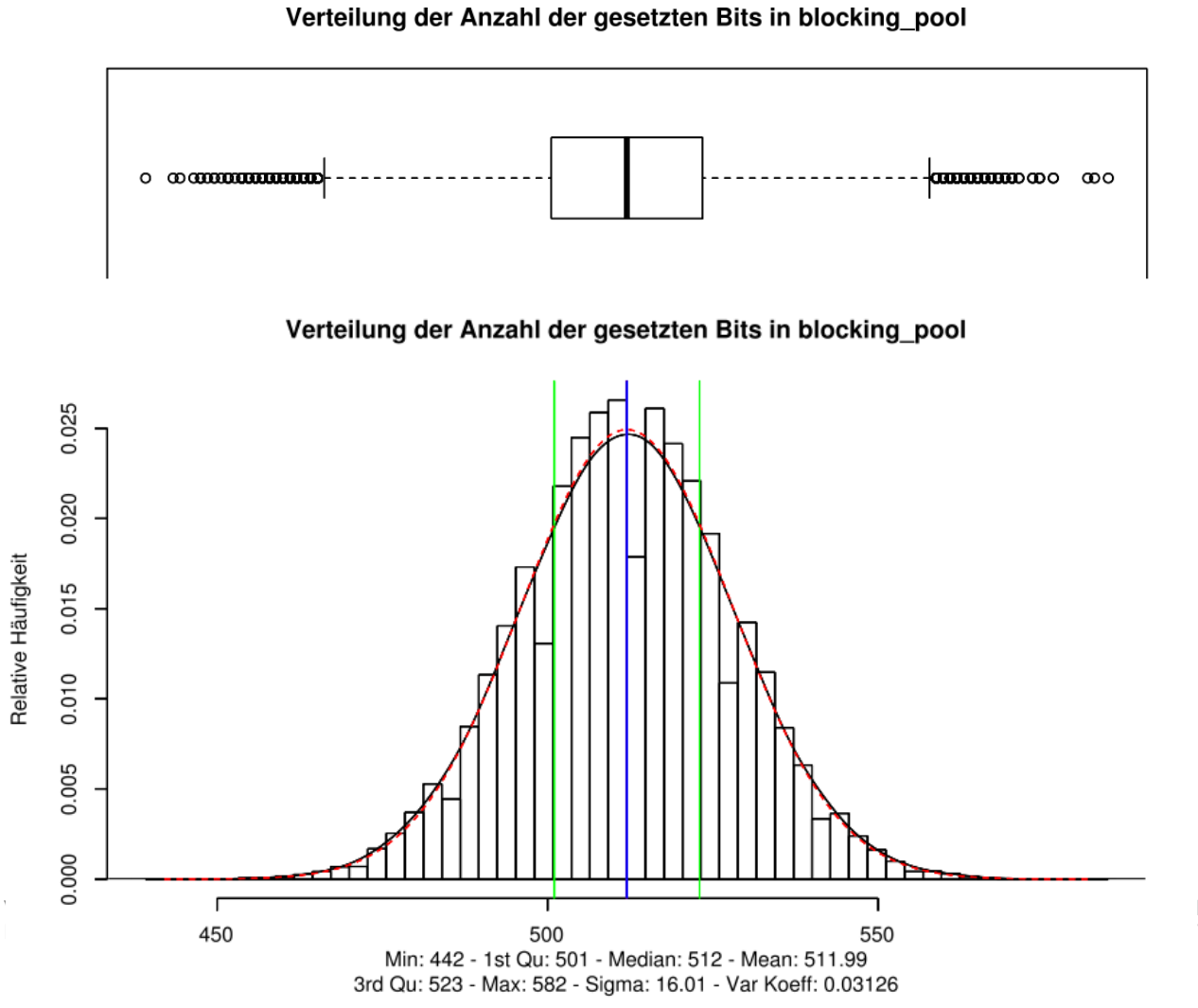
5.2.4 Test 1 - Gesetzte Bits im Entropie-Pool `blocking_pool`

Wir erinnern daran, dass neue Werte für den `blocking_pool` aus folgenden Quellen stammen können:

- Übertrag von Daten aus dem `input_pool`, welcher beim Lesen aus `/dev/random` angestoßen wird – siehe Abschnitt 2.6, Schritt 1.
- Hinzufügen des SHA-1-Wertes über den gesamten `blocking_pool` welcher beim Lesen aus `/dev/random` erzeugt wird – siehe Abschnitt 2.6, Schritt 3.iii).
- Hinzufügen von Daten aus dem User-Space, wenn ein Prozess Daten die Gerätedateien schreibt – siehe Abschnitt 2.5.1.9.

Wie zuvor wurde auf eine gesonderte Betrachtung von ausschließlich Lese- oder Schreibvorgängen auf den Gerätedateien verzichtet.

5.2.4.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse



Die Verteilungen zeigen die erwarteten Resultate:

- Der Mittelwert und der Median sind fast identisch und liegen bei der Hälfte der Entropie-Pool-Größe in Bits.
- Das Histogramm zeigt eine fast perfekte Normalverteilung.
- Die Streuung der Werte um den Mittelwert ist relativ gering, wie im Histogramm und im Box-Whisker-Plot ersichtlich.
- Der Variationskoeffizient zeigt, dass die Verteilung sehr „schmal“ im Verhältnis der Gesamtdaten ist.

Die Ergebnisse stehen nicht im Widerspruch zur Vermutung, dass die Daten im `blocking_pool` gleichverteilt sind.

5.2.5 Test 1 zum Systemstart - Vorüberlegungen und Testansatz

5.2.5.1 Vorüberlegungen

Der LRNG bezieht seine Entropie aus Hardware-Ereignissen und deren zeitlichem Eintreffen. Der LRNG geht davon aus, dass das Eintreffen der Hardware-Ereignisse stochastisch unabhängig ist. Diese stochastische Unabhängigkeit muss aber bei dem Startvorgang des Betriebssystems in Zweifel gezogen werden, da:

- das Betriebssystem mit einer fest programmierten Startprozedur initialisiert wird,
- beim Starten üblicherweise ausschließlich Hardware-Ereignisse der Festplattenaktivität gemessen werden, und
- die fest programmierte Startprozedur impliziert, dass die Festplatte in genau vordefinierten Zeitintervallen von genau gleichen Sektoren der Festplatte lesen muss.

Es ist auf Basis dieser Überlegung anzunehmen, dass sich die Entropie-Pools beim Starten ähneln, nicht aber, dass sie gleich sind. Der Grund hierfür ist die hohe Auflösung des Zeitgebers, die Abweichungen beim Ausführen von Code aufgrund von thermischen Schwankungen in der CPU sichtbar macht. Weiterhin ist die Position der Platten und Leseköpfe beim ersten Festplattenzugriff nicht vorhersagbar, wodurch es eine Varianz bei dem ersten Festplattenzugriff gibt.

5.2.5.2 Testansatz

Da in diesem Test die Qualität der Entropie-Pools während des Startvorgangs beobachtet werden soll, wird der Test beendet, wenn der Seed, der beim letzten Herunterfahren gespeichert wurde, in den Entropie-Pools input_pool gemischt wird. Es wird erwartet, dass dieser Test die Notwendigkeit dieser Praxis bestätigt. Wie in dem Überblick bereits beschrieben, werden die Messungen einmal für die gesamten Entropie-Pools diskutiert und einmal für die einzelnen Wörter der Pools.

Die Messungen aller Entropie-Pools für die Testreihe werden zu folgenden zwei Zeitpunkten genommen:

- Nachdem die Initialisierung des Kerns beendet ist und die Abarbeitung der gegebenenfalls vorhandenen initramfs beendet wird. Die Messung wird durchgeführt noch bevor /sbin/init gestartet wird.
- Unmittelbar vor dem Hinzufügen des Seeds in den `input_pool`, wird eine weitere Messung durchgeführt.

Bei der ersten Messung sollten so gut wie keine Hardware-Ereignisse in den `input_pool` eingefügt werden:

- Kein Auftreten von Ereignissen aus Eingabegeräten.
- Das Laden der Datei mit dem Kern und der initramfs von der Festplatte wird vom Bootloader durchgeführt. Damit tritt diese Festplattenaktivität noch vor der Initialisierung des LRNG auf und wird nicht als Ereignis in den `input_pool` aufgenommen.

- Es werden gegebenenfalls einige Festplatten-Ereignisse durch die initramfs bedingt, wenn die Platten auf Vorhandensein geprüft werden.
- Weder das Mounten der initramfs noch das Laden von Programmen aus der initramfs erzeugen Ereignisse für den LRNG, da die initramfs im Speicher liegt.
- Das Mounten der root-Partition erzeugt einige Festplatten-Ereignisse.
- Das Laden des SystemTap-Kernel-Moduls, des Hilfs-Shell-Skripts, der Programme staprun und stapio erzeugen einige Festplattenaktivität, welche vom LRNG genutzt wird.

Auch der input_pool sollten kaum Änderungen der Initialwerte haben, da keine User-Space-Programme Zufallszahlen angefordert haben. Kerninterne Anforderungen für Zufallszahlen aus dem ChaCha20-DRNG sollten stattgefunden haben, zum Beispiel die Generierung von Initial-Sequence-Numbers für TCP oder UUIDs.

Bei der zweiten Messung sind bereits sehr viele Festplattenereignisse eingetreten. Abschnitt 6.1.2 zeigt diese Aktivität sehr klar, da die Entropieschätzung vom input_pool während der ersten 60 Sekunden des Startens des User-Space stark schwankt.

Die Analyse der Testresultate erfolgt zu jedem Messzeitpunkt für jeden Entropie-Pool. Damit gibt es insgesamt sechs Analysen für die drei Entropie-Pools, welche zu 2 verschiedenen Zeitpunkten durchgeführt wurden.

Wie bereits beschrieben, ist jede Analyse zweigeteilt:

- Analog zu 5.2.2, Fehler: Referenz nicht gefunden, und 5.2.4 wird jeweils die Anzahl der gesetzten Bits des gesamten Entropie-Pools betrachtet und graphisch veranschaulicht.
- Im zweiten Teil wird für jeden Pool die Verteilung der Anzahl der gesetzten Bits pro 32-Bit-Wort betrachtet. Es wird also jedes Wort des Entropie-Pools über die gesamte Stichprobe separat von den anderen Wörtern betrachtet. Selbstverständlich erhält man auf diese Weise zu jedem Beobachtungszeitpunkt nicht eine Bit-Summe, sondern für jedes Wort des Entropie-Pools eine Bit-Summe. Auch hier werden die Messergebnisse graphisch veranschaulicht.

  Des Weiteren wird die normalisierte Standardabweichung für jeden dieser Werte eines

  $$\sigma_{norm} = \frac{\left|\left(X - M_{Wort}\right)\right|}{\sigma_{Wort}}$$

  Worts wie folgt berechnet

  wobei X die Anzahl der gesetzten Bits des betrachteten Worts ist, M_{Wort} der Mittelwert der Bitwerte und σ_{Wort} die Standardabweichung dieser Werte ist. Den Grund hierfür liefern die angenommenen Ausreißer, die durch die Standardabweichung besser sichtbar sein sollen.

  Wenn die Ausprägungen der Wörter im Entropie-Pool einer Gleichverteilung folgen, dann müssen die gemessenen Werte für die Anzahl der gesetzten Bits einer Normalverteilung folgen, welche sich um den Mittelwert M_{Wort} zentriert. Dies bedeutet, dass eine normierte Standardabweichung von größer 2 zu einer näheren Betrachtung der Werte führen sollte – bei einer Normalverteilung tritt eine Standardabweichung von größer 2 nur in 4% der Fälle auf.

Die Skripte und Dateien zu diesem Test sind im Verzeichnis corr_pools_boot zu finden, und wie folgt gegliedert:

- Das SystemTap-Skript corr_pools_boot.stp wurde erstellt. Die Anzahl der getesteten Startvorgänge kann mit der Variable num_samplings angepasst werden. Das Skript misst sofort[25] die drei Entropie-Pools und schreibt die Werte wortweise aus. Weiterhin

25 Die Implementation des Skripts misst die Entropie-Pools zum Zeitpunkt, zu dem ein neues Ereignis auftritt. Das Skript stellt sicher, dass die Pools noch vor dem Hinzufügen des Ereignisses zum entsprechenden Pool ausgelesen werden.

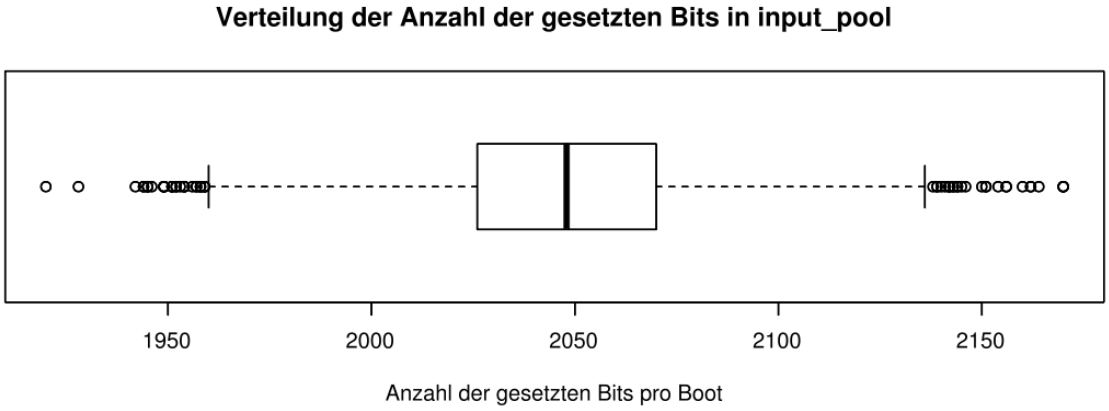
liest es die Pools aus, wenn Daten entweder über `/dev/random` oder `/dev/urandom` geschrieben werden. Wiederum werden alle drei Pools gelesen und deren Inhalt wortweise angezeigt.

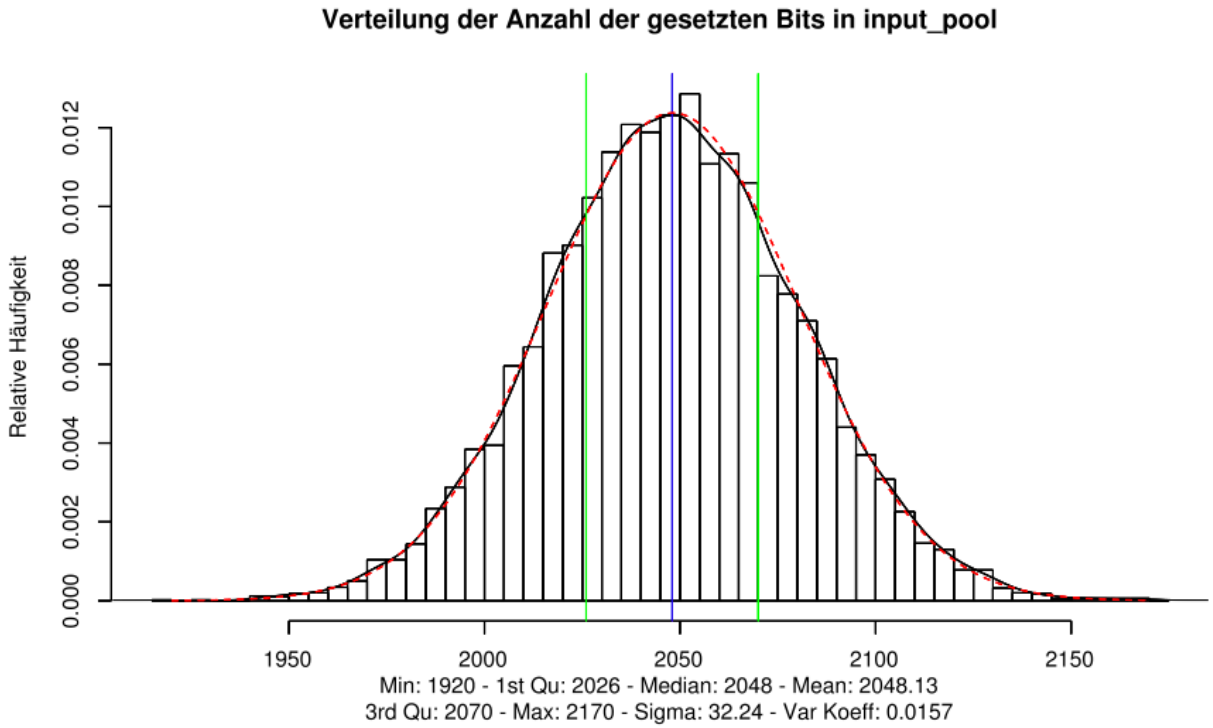
- Es wurde ein Bash-Skript erzeugt, das das SystemTap-Kernel-Modul lädt. Dieses Skript ist ein Ersatz für /sbin/init.
- Ein weiteres Bash-Skript speichert die erzeugten Daten auf die Festplatte, nachdem der Test beendet wurde und initiiert dann den Neustart des Systems.
- Ein upstart-Job wird bereitgestellt, welcher das zweite Bash-Skript am Ende der User-Space-Startprozedur aufruft.
- Die Testumgebung wird mit dem Bash-Skript gendata.sh initialisiert.
- Das R-Project Programm corr_pools_boot.r liest alle Testreihen in eine Matrix ein, um Analysen durchzuführen.

Als Stichprobenzahl wird $S = 10.000$ gewählt.

5.2.6 Test 1 – Gesetzte Bits im Entropie-Pool `input_pool` zum Systemstart

5.2.6.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Start des User-Space

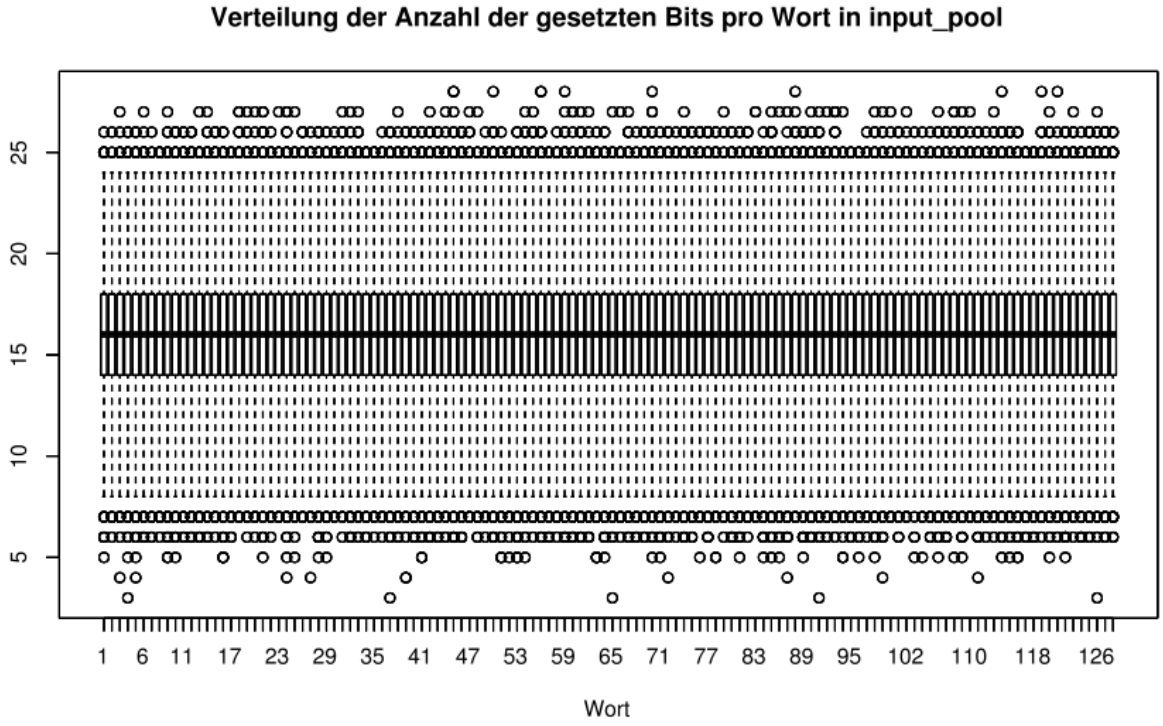


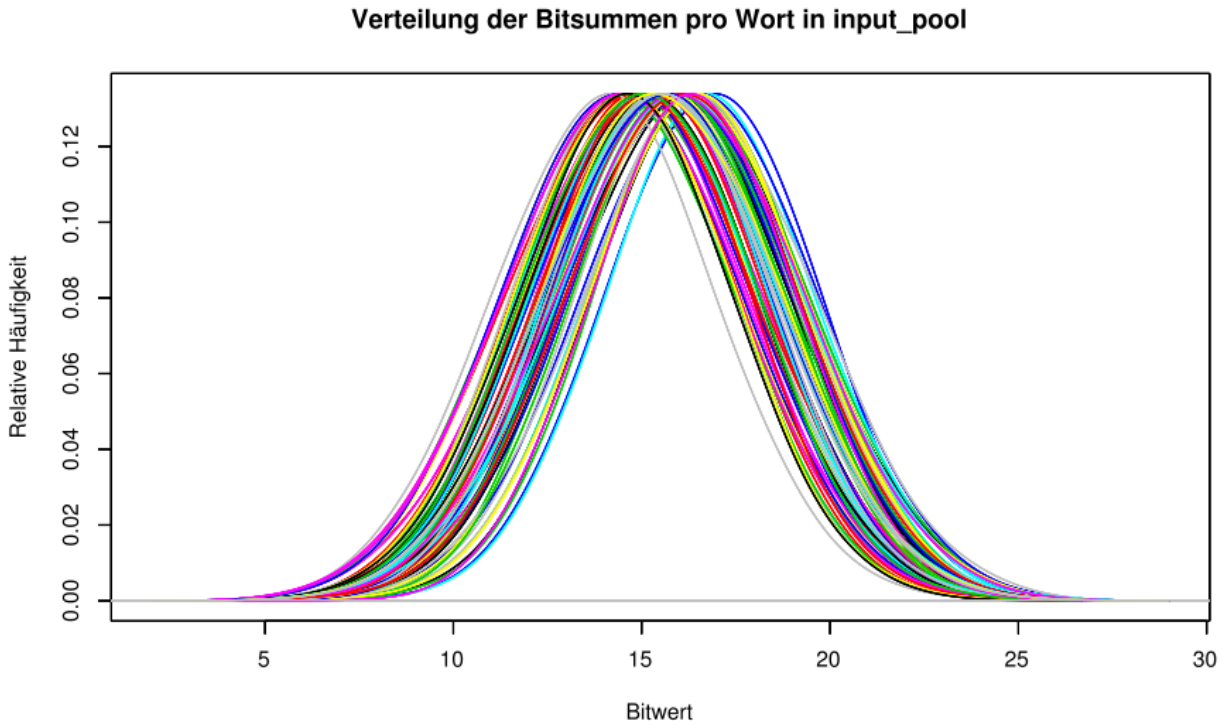


Für den zweiten Teil der Analyse, der Betrachtung der Bit-Summen für jedes einzelne Wort, erinnern wir daran, dass der input_pool aus

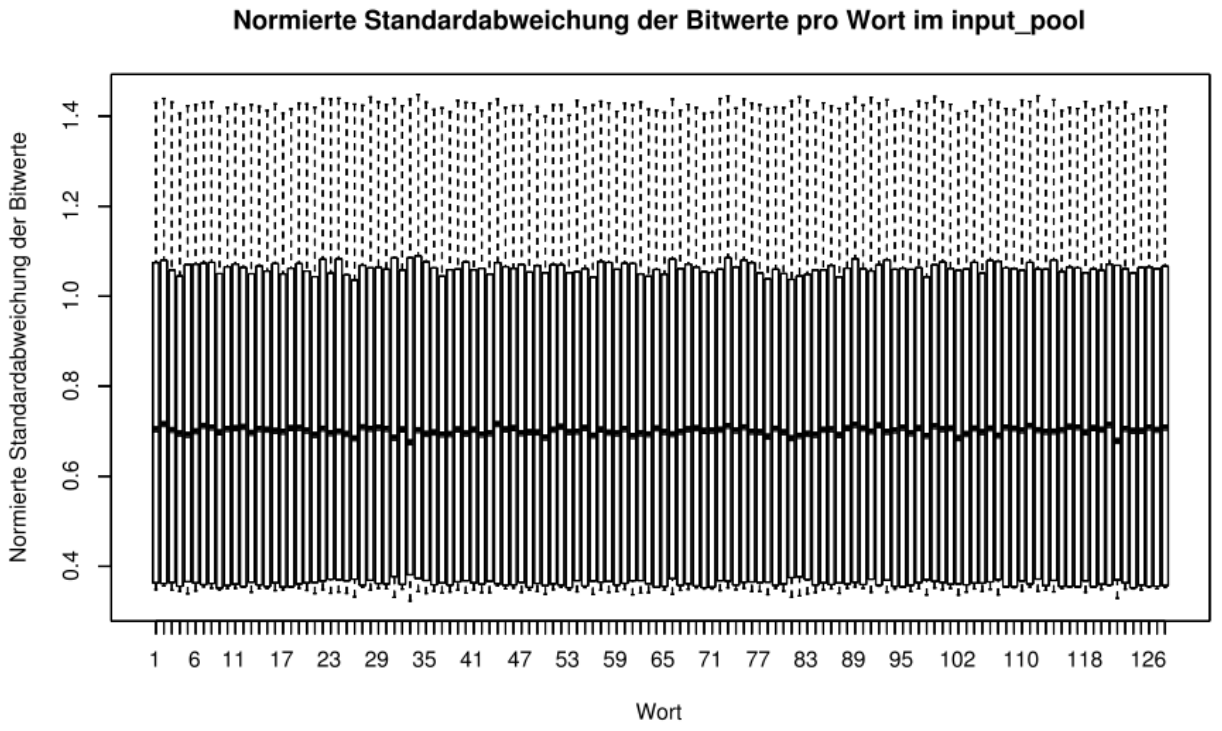
```
INPUT_POOL_WORDS = 128
```

32-Bit-Wörtern besteht (siehe Abschnitt 2.3). Deshalb erhält man hier in 128 Messreihen.





Abschließend folgt ein weiterer Box-Whisker-Plot zur Darstellung der normierten Standardabweichung der Bit-Summen pro Wort.



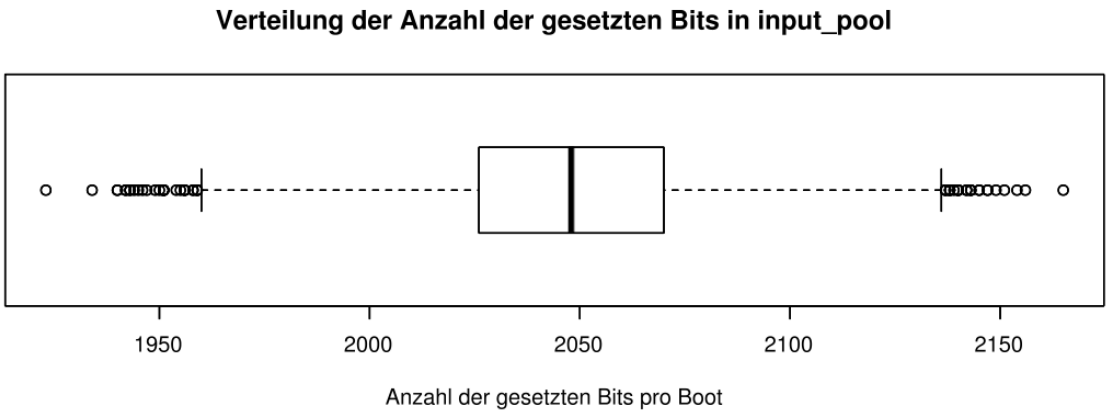
Die Verteilung der Bit-Summen des Entropie-Pools zeigt fast eine identische Verteilung wie in der Analyse in Abschnitt 5.2.2. Eine Ausnahme gibt es aber: das Histogramm zeigt einige „Löcher“ in denen die Beobachtungen für einen kleinen Abschnitt einbrechen. Dennoch sind diese Löcher nicht in der Dichte sichtbar. **Obwohl die Ergebnisse für die Dichte nicht im**

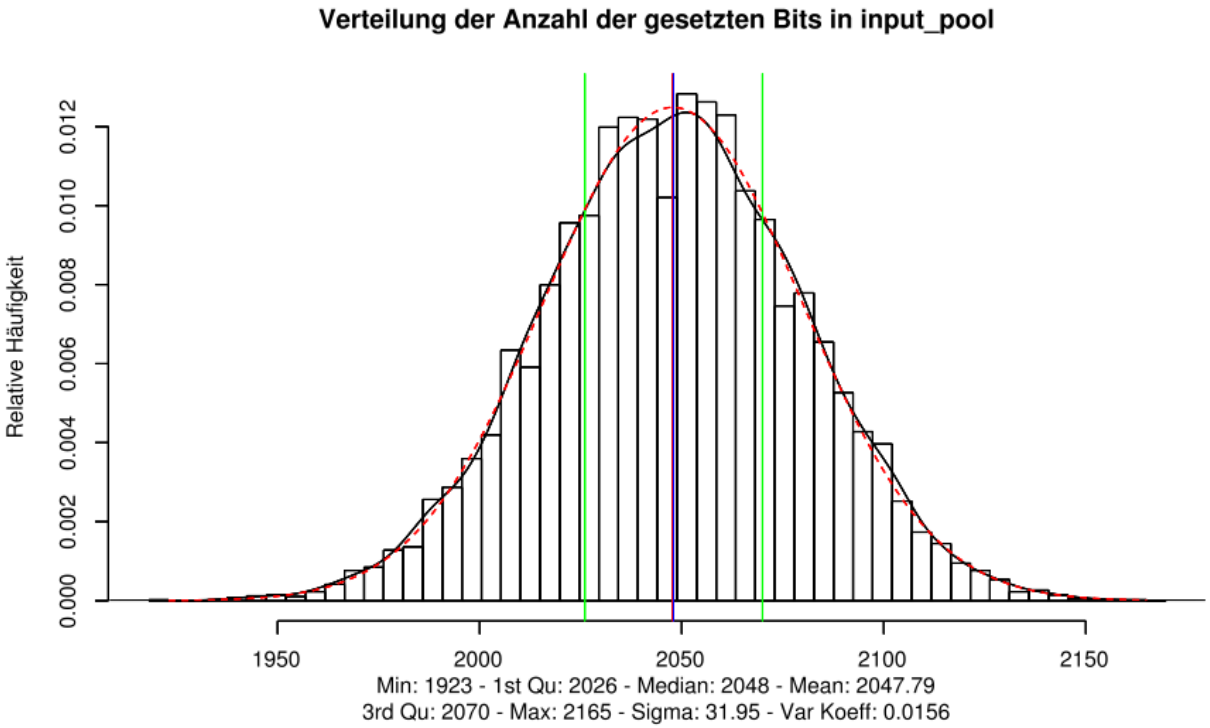
Widerspruch zu der Annahme, dass die Daten in input_pool gleichverteilt sind, stehen, gibt das Histogramm Hinweise darauf, dass die Daten im input_pool doch nicht gleichverteilt sind.

Bei der wortweisen Analyse der Entropie-Pool sind ebenfalls Normalverteilungen zu sehen, welche um den Mittelwert/Median schwanken. Dabei zeigt aber der Graph mit den übereinander gelegten wortweisen Dichteverteilungen eine erheblich stärkere Streuung als die Wiederholung der Beobachtungen des gesamten Entropie-Pools. **Dies lässt den Schluss zu, dass die Verteilung der Bit-Summen in den Wörtern zwar einer Normalverteilung ähneln, aber die Verteilung der Bits innerhalb der einzelnen Wörter eine größere Abweichung von einer Gleichverteilung aufweisen.** Diese Abweichungen von der Gleichverteilung bewegen sich jedoch noch in einem vollkommen unkritischen Bereich (siehe dazu auch die Vorbemerkungen in Abschnitt 5.1.

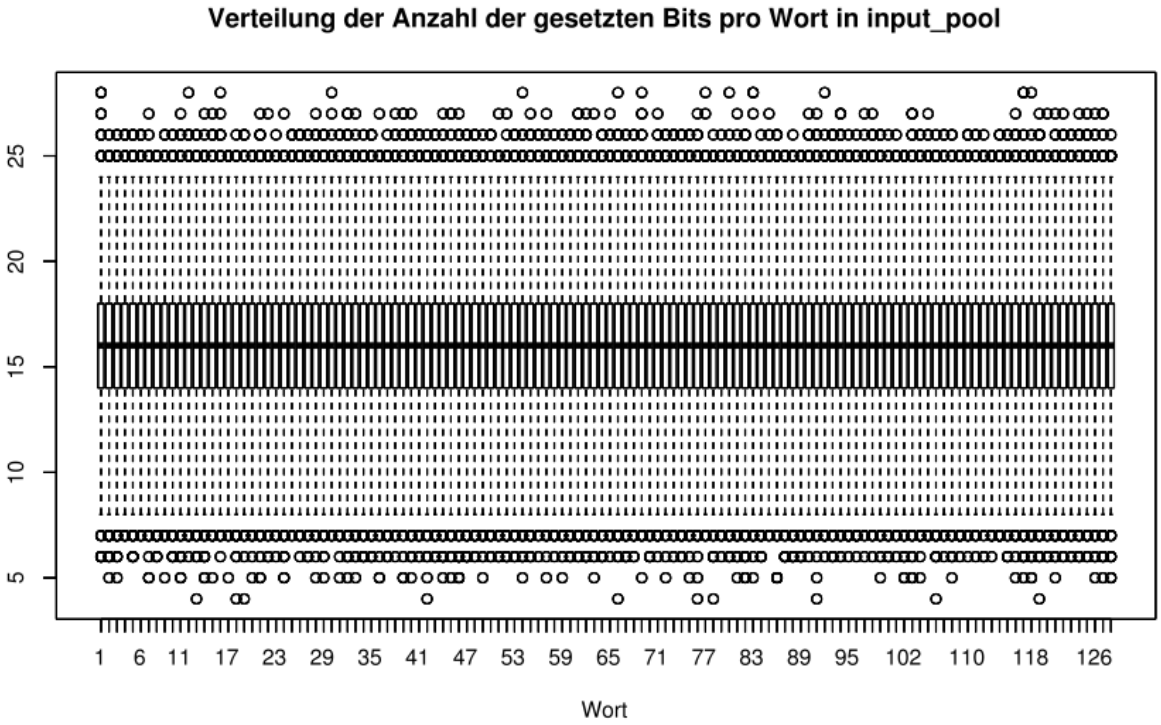
Der Graph mit der normierten Standardabweichung zeigt eine breite, aber gleichmäßige Streuung der Werte.

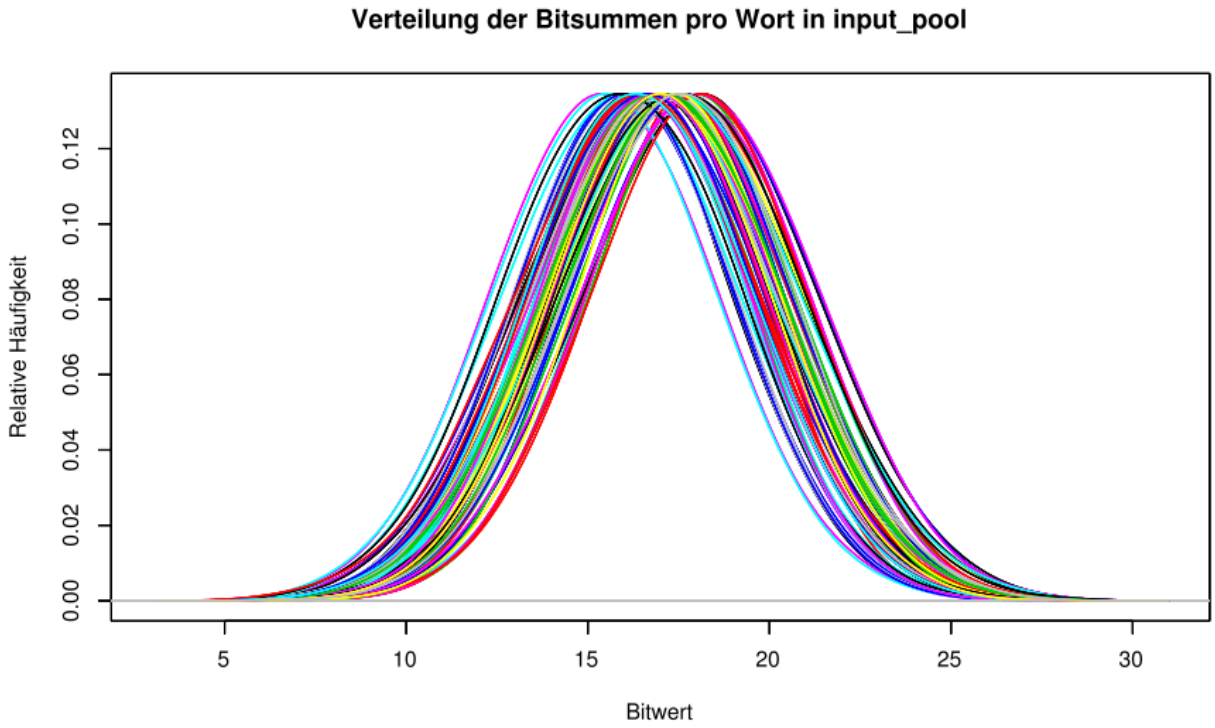
5.2.6.2 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Hinzufügen des Seeds



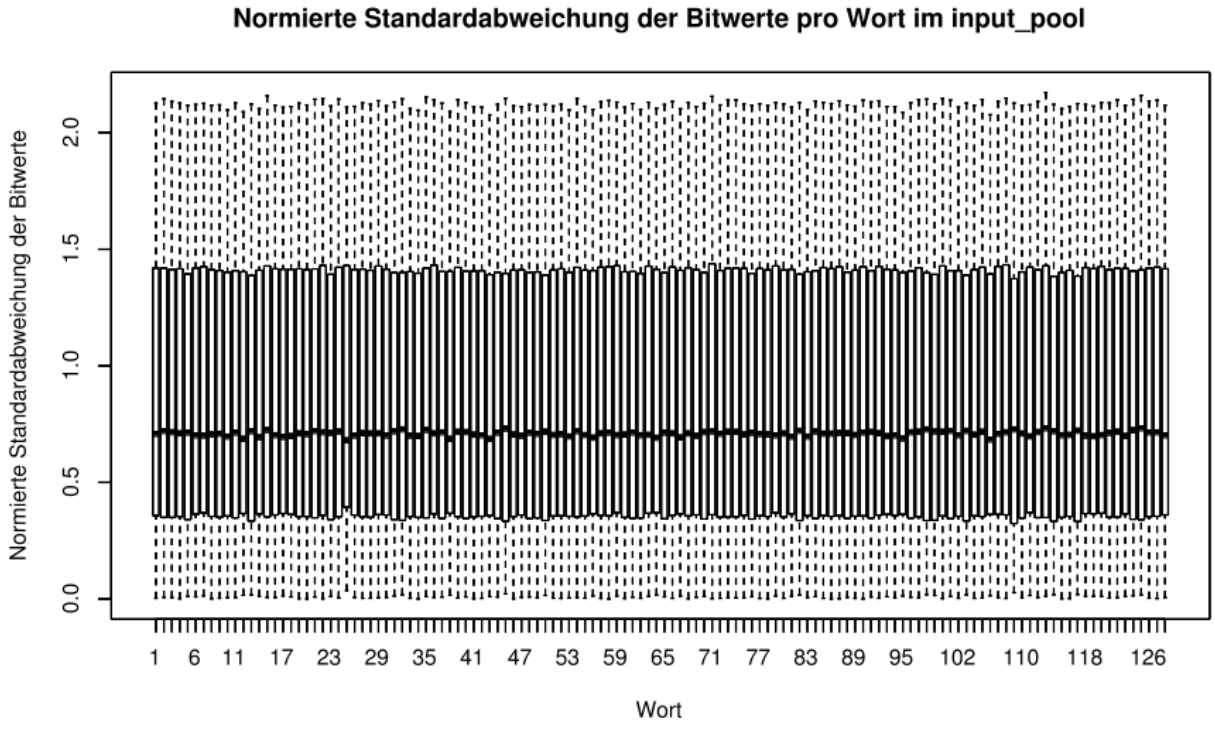


Wieder folgt jetzt die Betrachtung der Bit-Summen für jedes einzelne Wort.





Wie zuvor wird abschließend die normierte Standardabweichung der Bit-Summen pro Wort mittels eines Box-Whisker-Plots dargestellt.



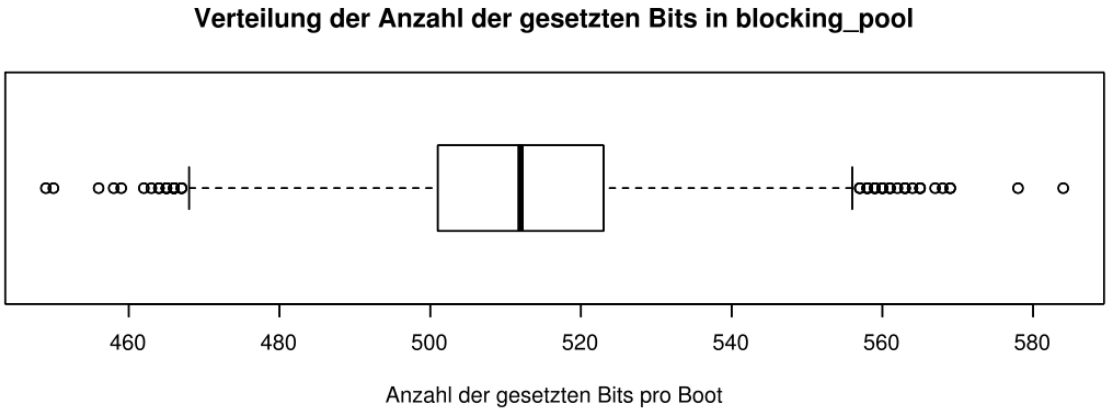
Bei der Wiederholung der Messung des Entropie-Pools kurz vor dem Einbringen des Seeds zeigen sich kaum signifikanten Änderungen gegenüber der Messung kurz nach dem Start des Kerns: Die Dichte und das Histogramm der Daten im gesamten Pool zeigen in beiden Fällen eine gute Angleichung an eine Normalverteilung. Dennoch ist die Verteilung noch nicht so gut wie bei den Beobachtungen des Entropie-Pools im laufenden System.

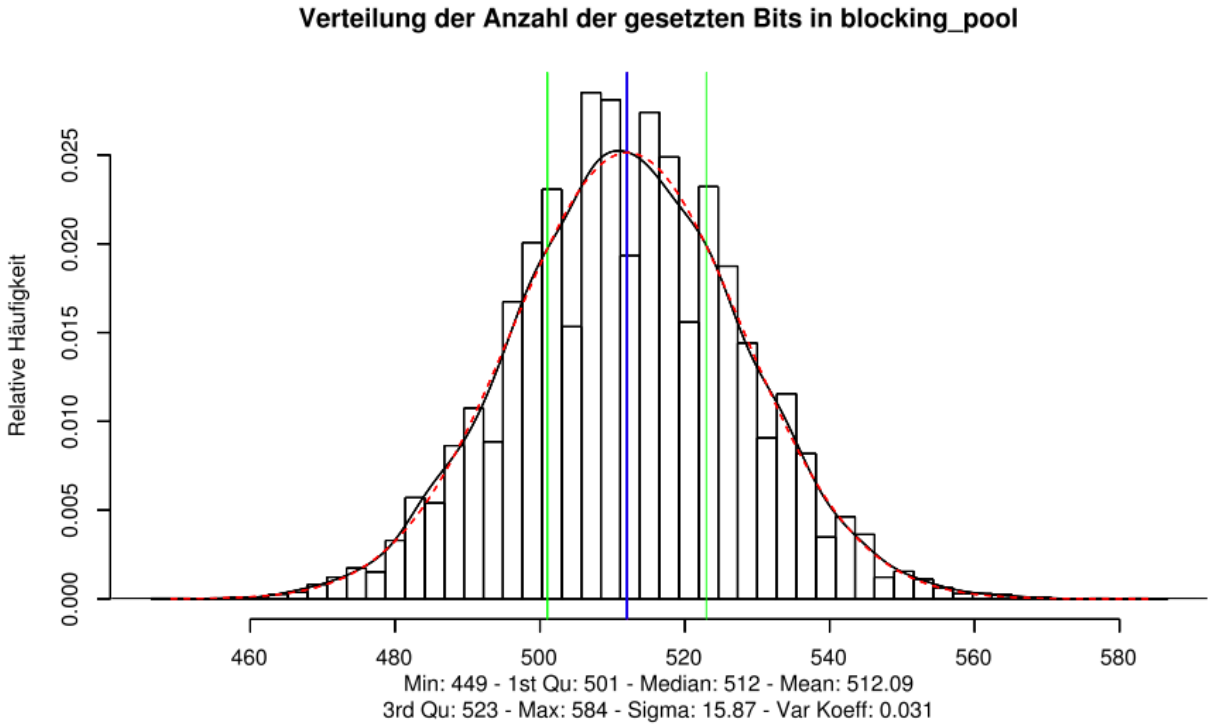
Die wortweise Betrachtung der Verteilung der Daten in dem Pool zeigt hingegen keine Auffälligkeiten.

5.2.7

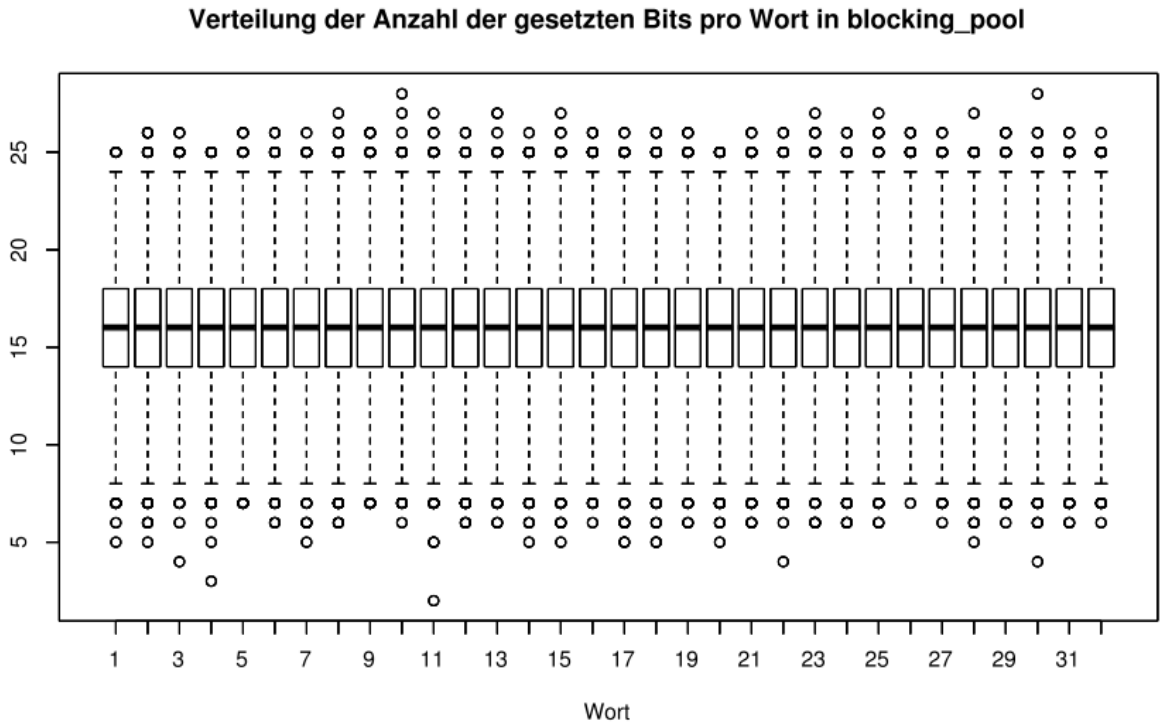
5.2.8 Test 1 – Gesetzte Bits im Entropie-Pool `blocking_pool` zum Systemstart

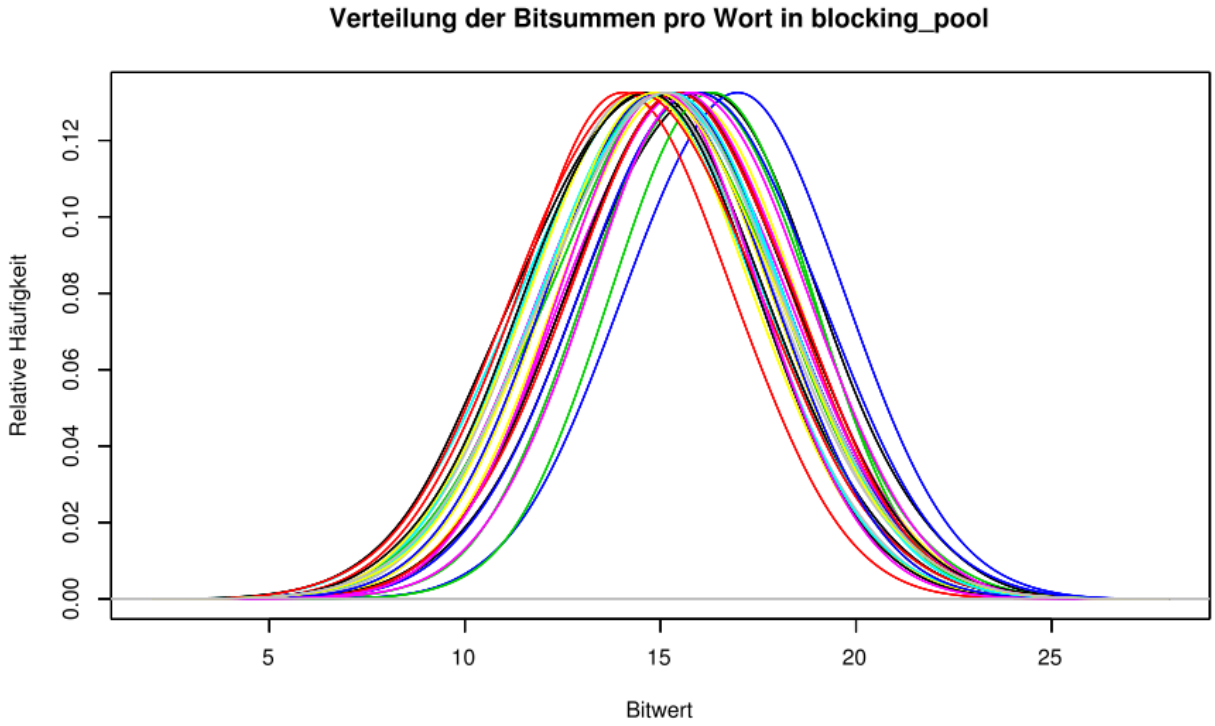
5.2.8.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Start des User-Space



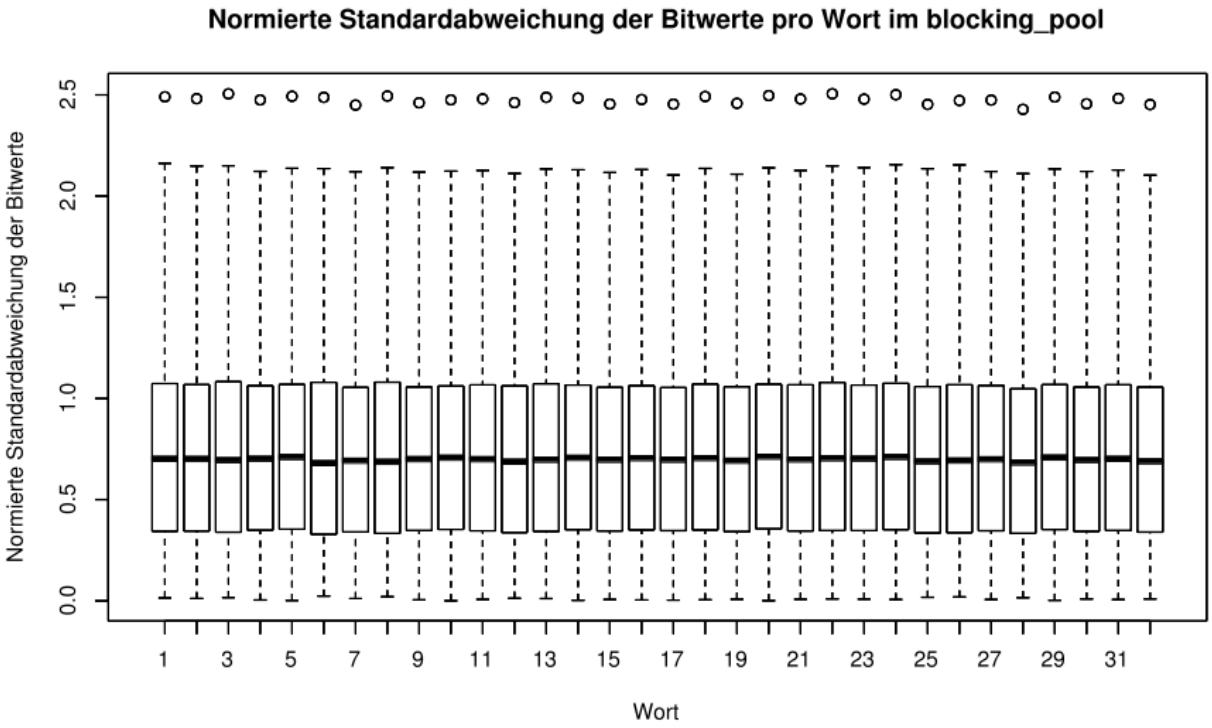


Wie in Abschnitt Fehler: Referenz nicht gefunden werden im zweiten Teil dieser Analyse 32 Messreihen für die einzelnen 32-Bit-Wörter des `blocking_pool` betrachtet.





Auch hier zeigt ein weiterer Box-Whisker-Plot die normierte Standardabweichung der Bit-Summen pro Wort.



Wie in Abschnitt 5.2.4 zeigt die Dichte der Bit-Summen des Entropie-Pools kaum Hinweise, die gegen die vermutete Gleichverteilung der Daten im `blocking_pool` sprechen. Dennoch, das erste Histogramm zeigt einige Auffälligkeiten, die als bedenklich eingestuft werden müssen.

Die wortweise Analyse zeigt die erwarteten Normalverteilungen, die um den Mittelwert/Median schwanken. Die normierten Standardabweichungen der Bit-Summen zeigt eine breite, aber gleichmäßige Streuung der Werte. **Dementsprechend liefert dieser Test keinen Hinweis auf eine eventuelle Ungleichverteilung.**

5.2.8.2 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Hinzufügen des Seeds

Zufallszahlen aus dem blocking_pool nur vom User-Space via `/dev/random` ausgelesen. Der Startvorgang bis zum Verarbeiten des Seeds führt aber keine Anfragen an /dev/random durch. Demzufolge wurde der Pool auch nicht verändert. Somit sind die Messergebnisse für den blocking_pool vor dem Hinzufügen des Seeds identisch mit den Ergebnissen im vorangegangenen Abschnitt 5.2.8.1.

Aufgrund der gefundenen Auffälligkeiten ist es als wichtig anzusehen, dass der Seed eingebracht wird, um den `blocking_pool` weiter zu durchmischen.

5.3 Test 2 - Gesetzte Bits für jede Bitposition

In diesem Test wird, wie im Überblick in 5.1 dargelegt, zu jedem Beobachtungszeitpunkt die Anzahl der gesetzten Bits für jede Bitposition bestimmt.

5.3.1 Test 2 im laufenden Betrieb - Testansatz

Ausgehend von diesen Anfangsüberlegungen wurde folgender Test erstellt, welcher im Verzeichnis `entropy_pool_distribution` zu finden ist:

- Ein SystemTap-Skript `entropy_pool_distribution.stp` wurde erstellt, in welchem die Stichprobenanzahl mit der Variable num_samplings angepasst werden kann. Dieses Skript berechnet die Anzahl der gesetzten Bits pro Bitposition.
- Das SystemTap-Skript wird mit dem Bash-Skript `gendata.sh` aufgerufen.

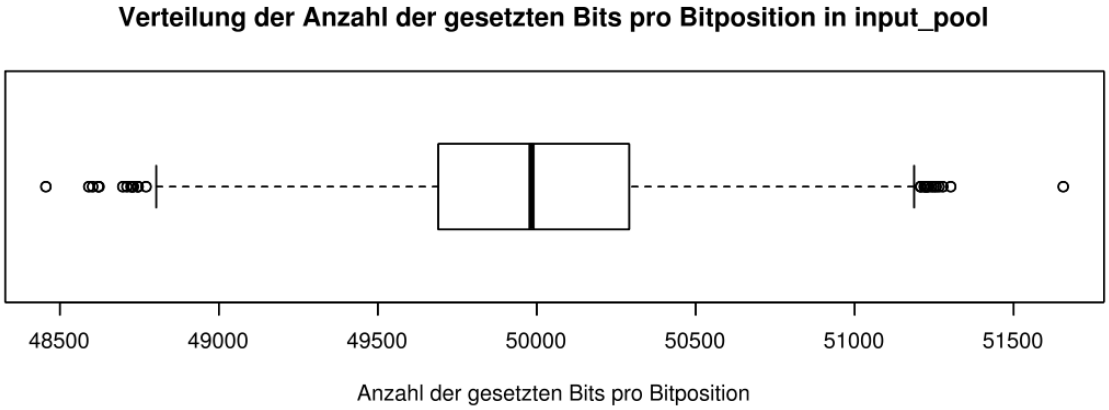
- Ein R-Project-Analyseprogramm `entropy_pool_distribution.r` erstellt die folgenden Graphiken aus der mittels dem SystemTap-Skript erzeugten Datenreihe.

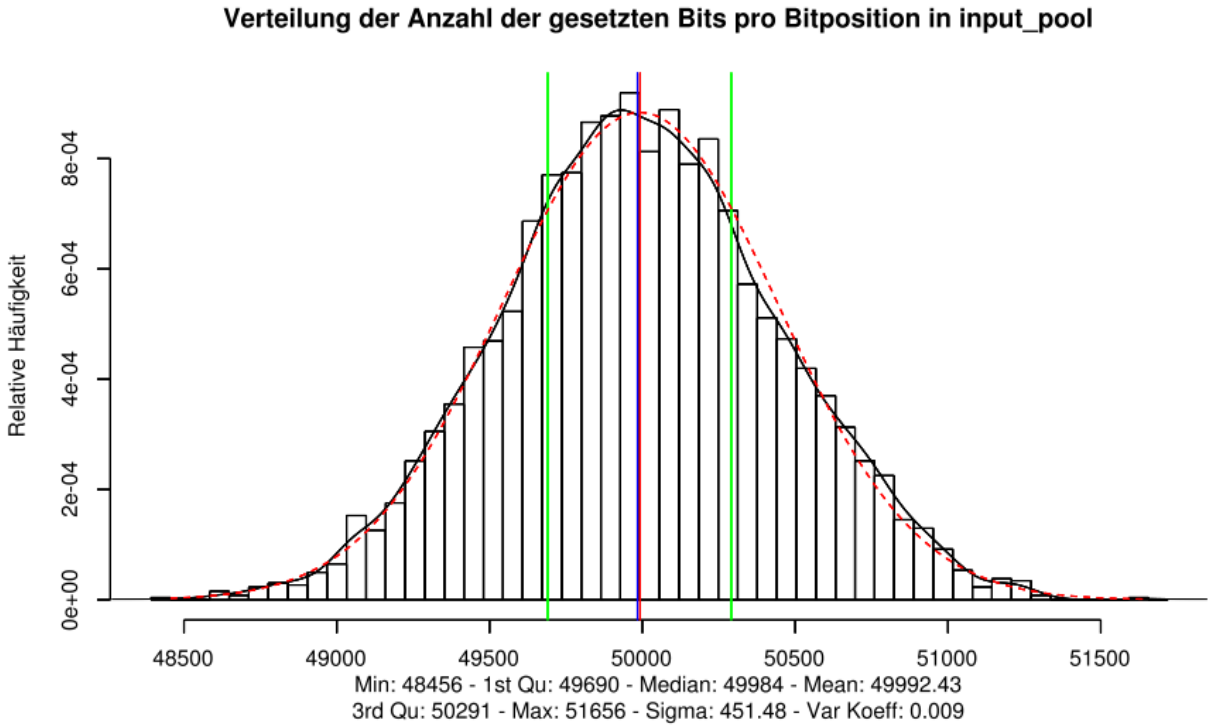
Als Stichprobengröße wurde $S = 100.000$ gewählt.

Wie in Abschnitt 5.1 beschrieben, erwartet man, dass jedes Bit mit einer Wahrscheinlichkeit von etwa 50% gesetzt ist. Insbesondere rechnen wir also damit, dass die gemessenen Bit-Summen der einzelnen Bitpositionen um S/2=1000 normalverteilt sind.

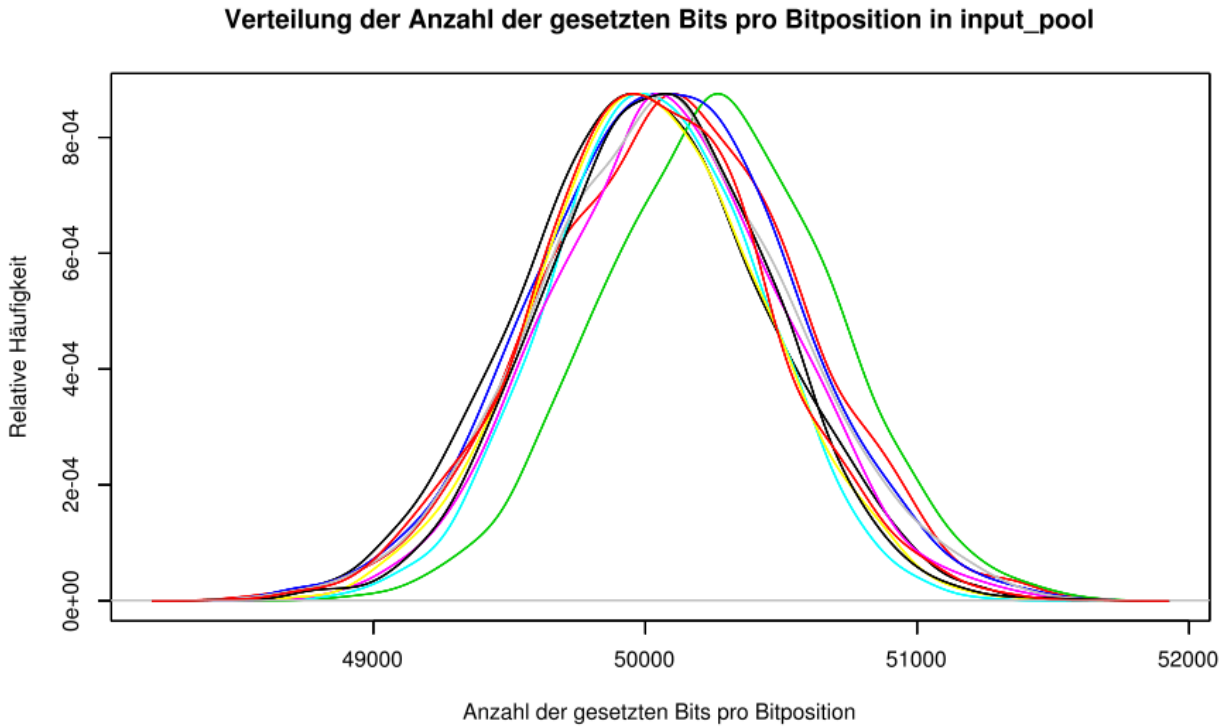
5.3.2 Test 2 - Gesetzte Bits für jede Bitposition im Entropie-Pool `input_pool`

5.3.2.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse





Das Verhalten der Verteilung über die Zeit wurde mit 10 Testreihen mit der oben angegebenen Stichprobengröße durchgeführt. Die schwarze Kurve entspricht der ersten Testreihe, die obigem Box-Whisker-Plot und dem zugehörigen Histogramm zugrunde liegt.



Die Verteilungen der Veränderungen zeigen die erwarteten Resultate:

- Der Mittelwert und der Median sind fast identisch.
- Das Histogramm zeigt eine fast perfekte Normalverteilung.
- Die Streuung der Werte um den Mittelwert ist relativ gering, wie im Histogramm und im Box-Whisker-Plot ersichtlich.
- Die Veränderung der Verteilung beim Wiederholen des Tests ist ebenfalls sehr gering.
- Der Variationskoeffizient zeigt, dass die Verteilung sehr „schmal“ im Verhältnis der Gesamtdaten ist.

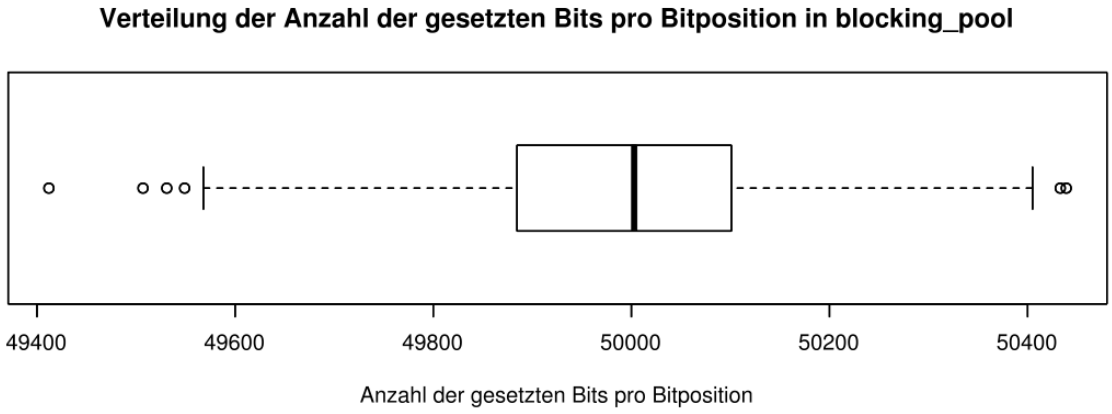
Die Ergebnisse entsprechen den Erwartungen und widersprechen weder einer Gleichverteilung der Daten des Pools noch der Annahme, dass jedes Bit mit einer Wahrscheinlichkeit von etwa 50% gesetzt ist, nicht.

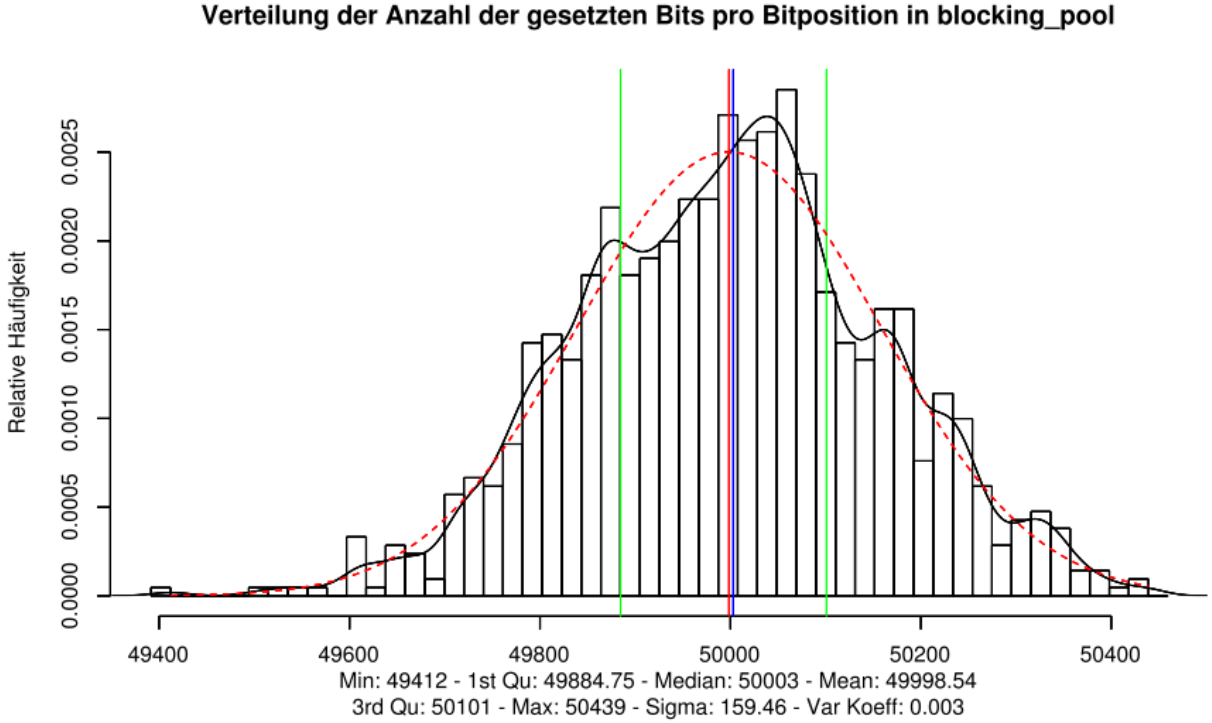
5.3.3

5.3.4 Test 2 - Gesetzte Bits für jede Bitposition im Entropie-Pool blocking_pool

Wie in 5.2.4 verzichten wir hier auf eine gesonderte Betrachtung von ausschließlich Lese- oder Schreibvorgängen auf den Gerätedateien.

5.3.4.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse





Die Verteilungen zeigen größtenteils die erwarteten Resultate:

- Der Mittelwert und der Median sind fast identisch und liegen bei der Hälfte der Stichprobengröße.
- Das Histogramm zeigt eine leicht deformierte Normalverteilung. Die Ursache dieser leichten Deformierung ist unklar. Dennoch sollte man sich vor einer Interpretation die Breite der Verteilung im Verhältnis zur theoretischen Breite der Beobachtungen vor Augen führen: der Variationskoeffizient zeigt, dass die Verteilung äußerst „schmal“ ist und damit kann diese leichte Deformation als nicht signifikant betrachtet werden.
- Die Streuung der Werte um den Mittelwert ist relativ gering, wie im Histogramm und im Box-Whisker-Plot ersichtlich.

- Der Variationskoeffizient zeigt, dass die Verteilung sehr „schmal“ im Verhältnis der Gesamtdaten ist.
- Das Histogramm zeigt eine Deformation der Verteilung, welche von der Normalverteilung abweicht. Eine Erklärung der Deformation kann nicht gefunden werden.

Die Ergebnisse liegen trotz der angesprochenen leichten Deformation noch im Rahmen der Erwartungen und widersprechen einer Gleichverteilung der Daten des Pools nicht. Ebenso wurde kein Widerspruch zur Annahme, dass jedes Bit mit einer Wahrscheinlichkeit von etwa 50% gesetzt ist, gefunden.

5.3.5 Test 2 zum Systemstart – Vorüberlegungen und Testansatz

Es gelten die gleichen Vorüberlegungen wie in Abschnitt 5.2.5.1. Zudem werden die gleichen Messdaten wie in Abschnitt 5.2.5.2 verwendet. Die für den Test relevanten Dateien finden sich in dem `corr_pool_boot`, insbesondere

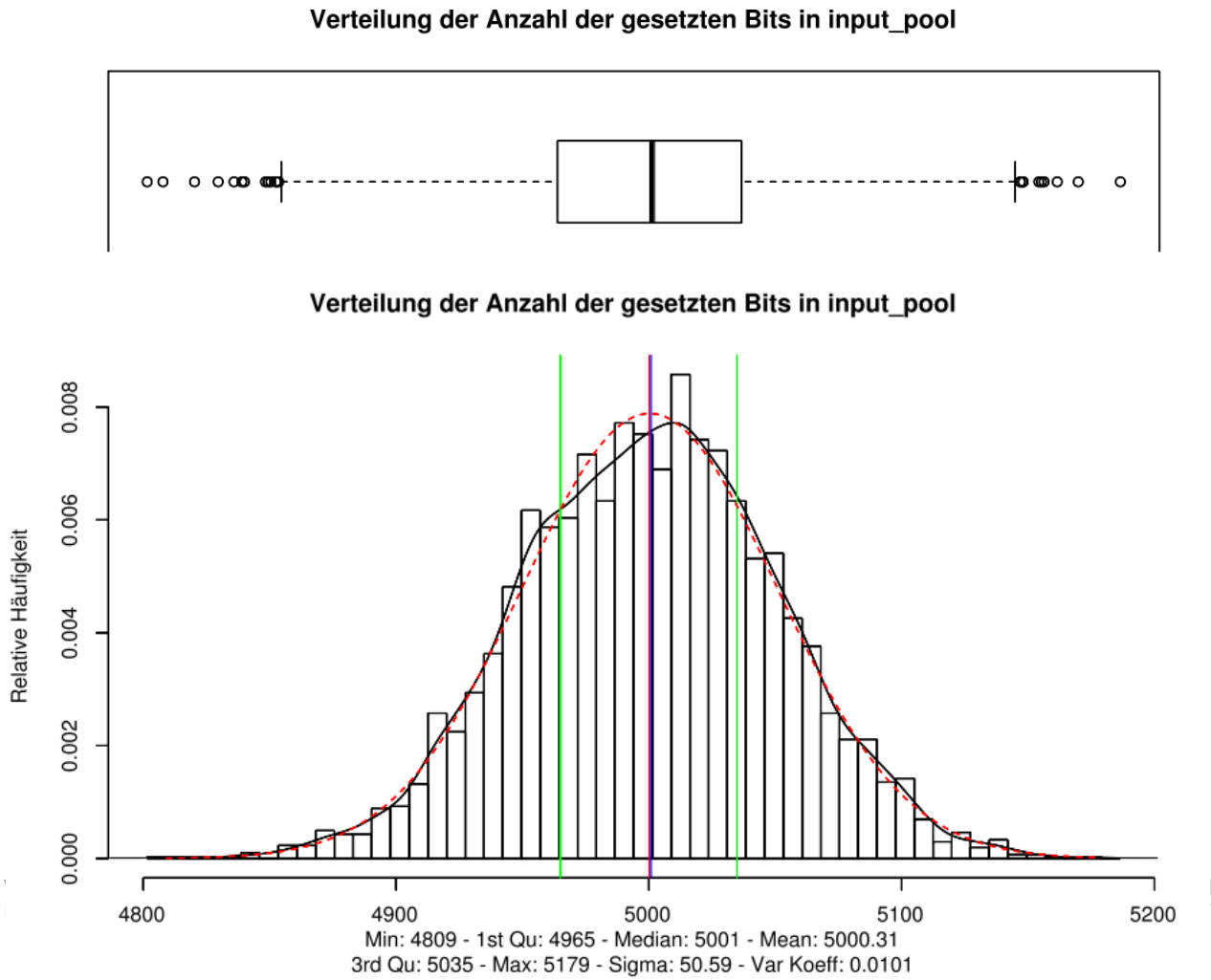
- Das R-Project Programm corr_pools_boot.r liest alle Testreihen, welche durch den in 5.2.5 definierten Test gewonnen wurden, in eine Matrix ein, um Analysen durchführen zu können.
- Die gewählte Stichprobengröße ergibt sich aus wie in Abschnitt 5.2.5.2.

Die folgenden Unterabschnitte beinhalten die vorher genannten sechs Analysen.

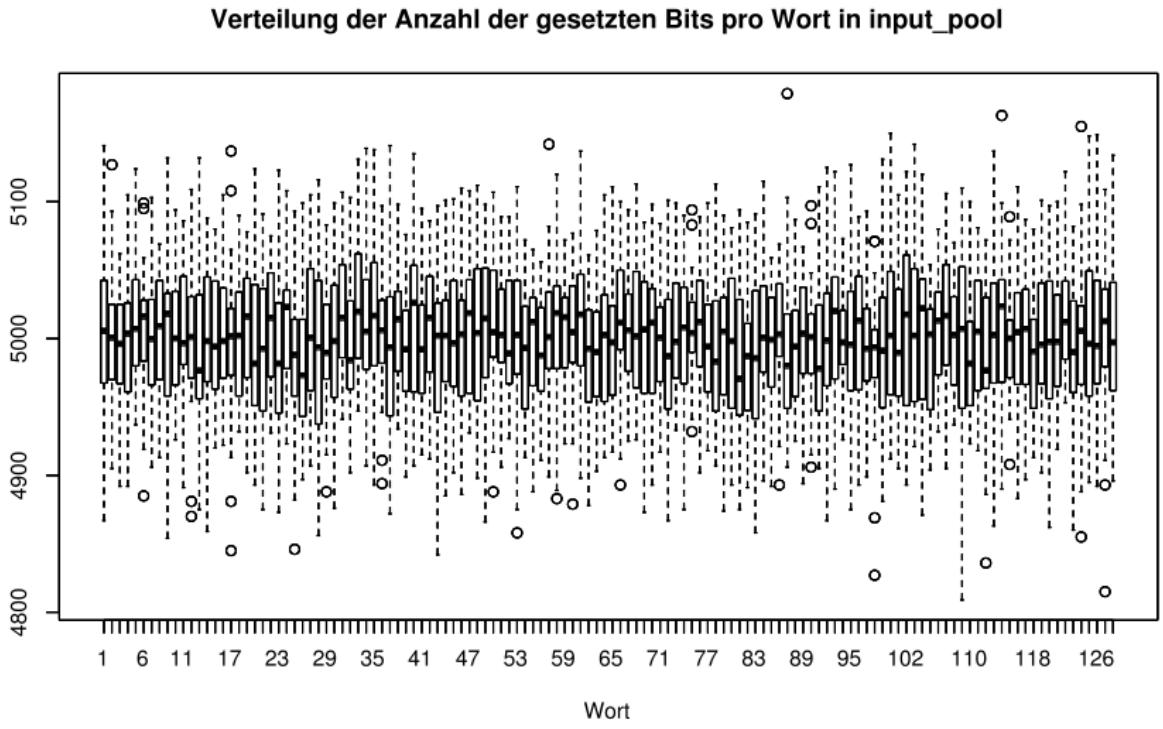
5.3.6 Test 2 – Gesetzte Bits für jede Bitposition im Entropie-Pool `input_pool` zum Systemstart

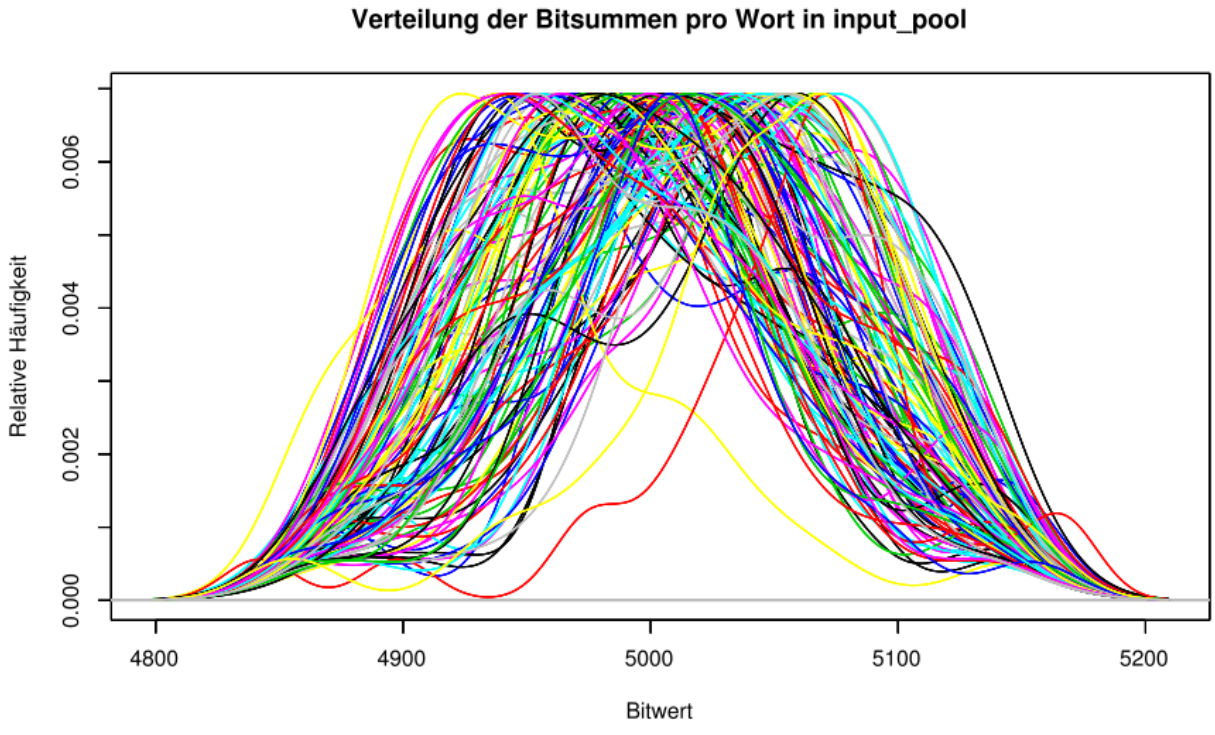
5.3.6.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Start des User-Space

Der erste Teil der Analyse zeigt die Verteilung der Bit-Summen der Bitpositionen innerhalb des gesamten Entropie-Pools.

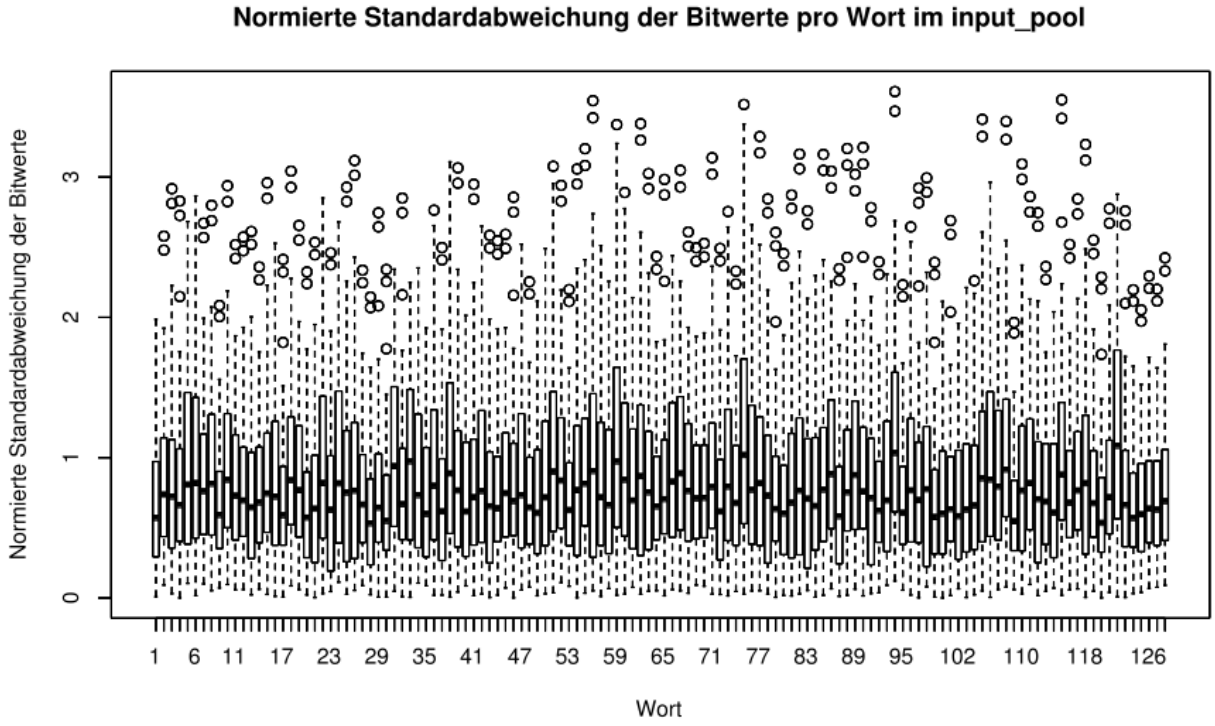


Der zweite Teil der Analyse diskutiert die Verteilungen der Bit-Summen der Bitpositionen für die einzelnen Wörter. Wie bereits beschrieben, enthält `input_pool` 128 Wörter à 32 Bit, weshalb 128 Messreihen betrachtet werden.





Abschließend zeigt ein weiterer Box-Whisker-Plot die normierte Standardabweichung der Bit-Summen der einzelnen Bitpositionen pro Wort.



Die Dichte und das Histogramm zeigen eine leicht deformierte Verteilung an der Spitze. Der vermutete Grund ist die Ähnlichkeit und die geringe Anzahl der Ereignisse, die beim Startvorgang erzeugt werden.

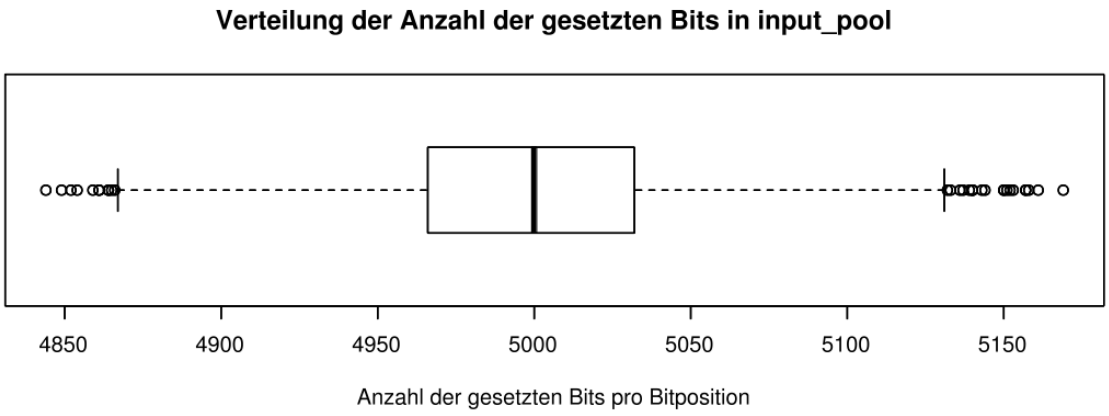
Die Verteilung der Bit-Summen der einzelnen Bitpositionen innerhalb des Entropie-Pools zeigt Hinweise auf Widersprüche bezüglich der Annahme einer Gleichverteilung der Daten und zur Annahme, dass jedes Bit mit einer Wahrscheinlichkeit von etwa 50% gesetzt ist.

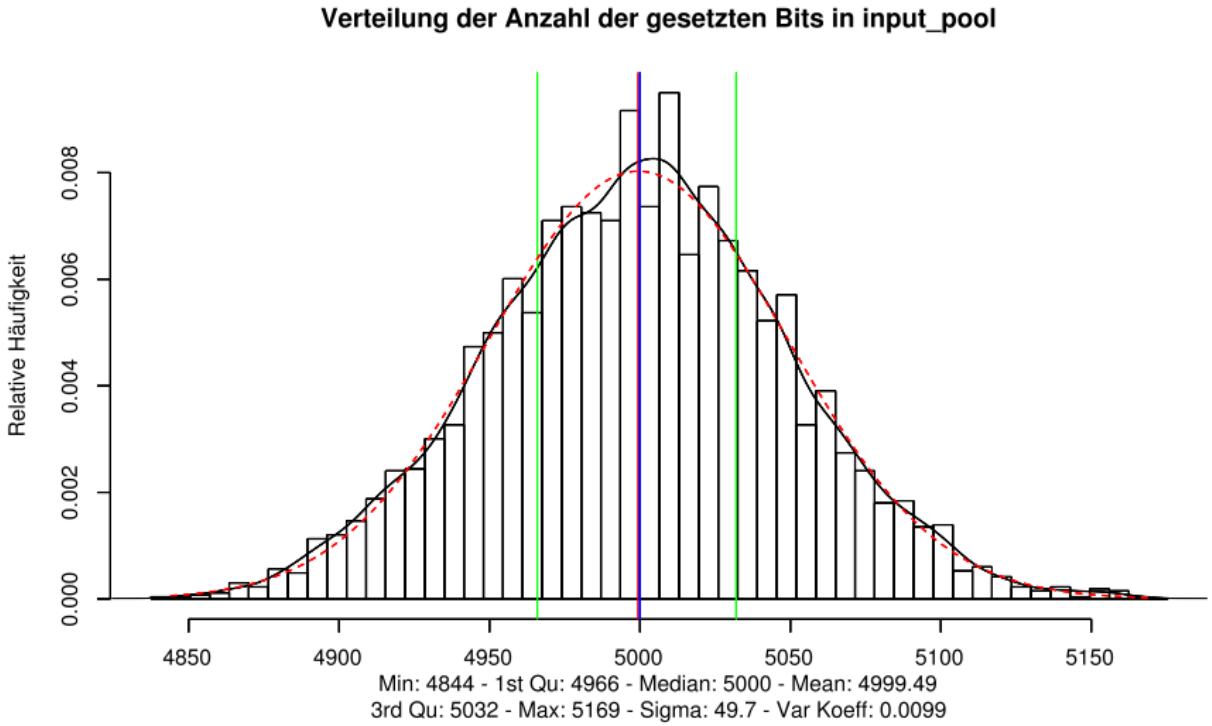
Interessant ist die relativ starke Schwankungsbreite, wenn man die Dichteverteilung aller Wörter übereinander legt. In diesem Diagramm ist auch zu sehen, dass die Verteilung innerhalb einzelner Wörter teilweise erheblich von einer Normalverteilung abweicht, indem sie beispielsweise zwei lokale Maxima besitzt.

Dieser Unterschied ist auch an den normierten Standardabweichungen zu beobachten: Die Box-Plots und der Median der verschiedenen Wörter differieren stark. Es zeigen sich aber keine signifikanten Ausreißer. Alle Box-Whisker Plots der Standardabweichungen haben einen Bias in Richtung Null. Das bedeutet, dass die Whisker Richtung Null kleiner sind, als die Whisker in die andere Richtung. Weiterhin ist der Medianwert in der Box in Richtung Null verschoben. Dieses Ergebnis ist bei einer Normalverteilung zu erwarten.

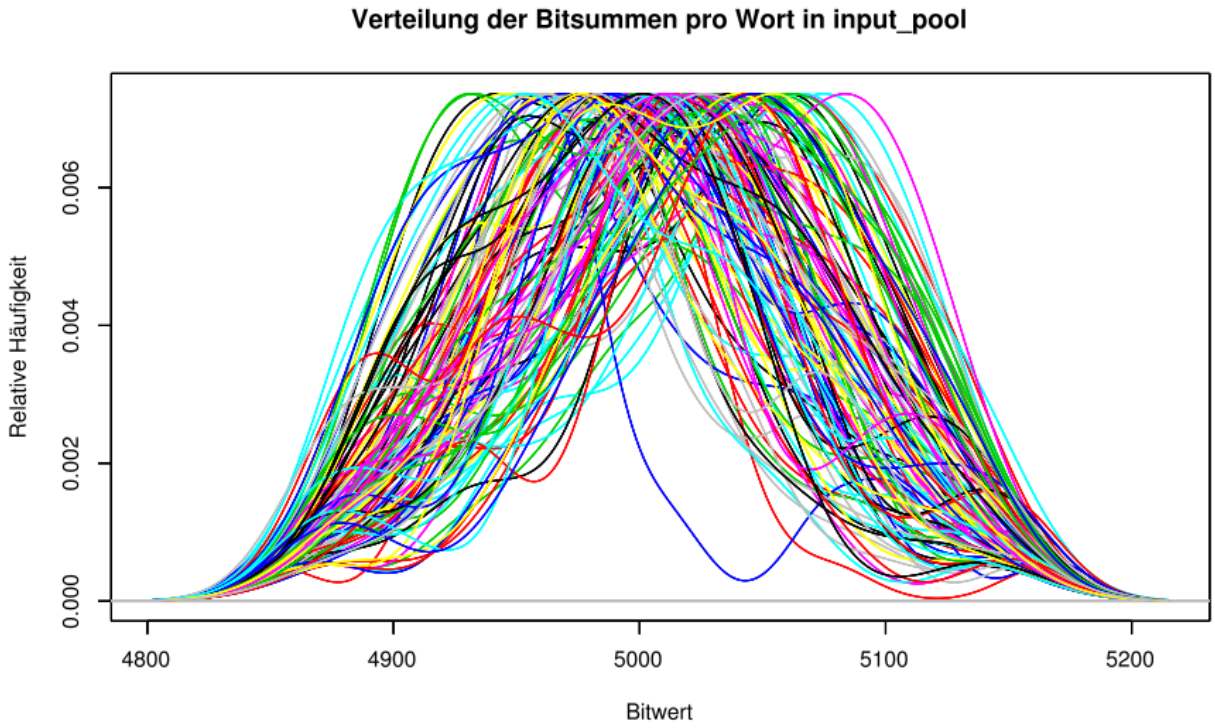
Somit scheinen die wortweisen Verteilungen der Anzahl der gesetzten Bits pro Bitposition nicht immer einer Normalverteilung zu entsprechen. Die starken Abweichungen werden jedoch bei der Gesamtbetrachtung des Entropie-Pools reduziert und haben keinen nennenswerten Einfluss auf die Gesamtverteilung im Entropie-Pool. Hinweise gegen die Annahme, dass jedes Bit in etwa 50% der Fälle gesetzt ist, wurden nicht gefunden.

5.3.6.2 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Hinzufügen des Seeds

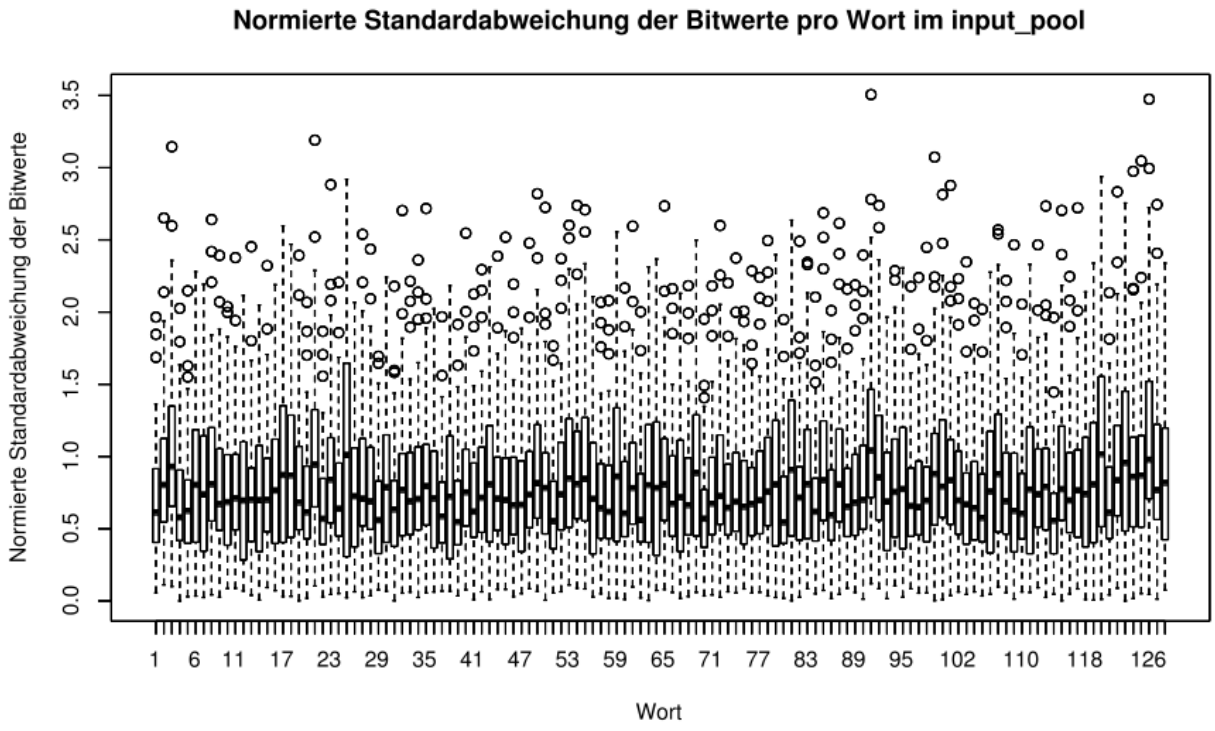




Auch hier folgt im zweiten Teil die wortweise Betrachtung der Bit-Summen einzelner Bitpositionen.



Abschließend folgt wieder ein Box-Whisker-Plot zur Darstellung der normierten Standardabweichungen der Bit-Summen der Bitpositionen für jedes Wort.



Im Gegensatz zu der Messung des Entropie-Pools zum Systemstart sind jetzt erheblich mehr Hardware-Ereignisse in den Pool eingegangen. Mit jedem Ereignis werden potentielle Schwächen, resultierend aus möglichen Ähnlichkeiten der Ereignisse, immer geringer. Dies ist in den Verteilungen zu sehen, da die Verteilungen in diesem Abschnitt etwas besser einer

Normalverteilung gleichen als jene Verteilungen, welche den Zustand des Pools vor dem Start des User-Space zeigen.

Wie erwartet gleicht die Verteilung der Bit-Summen der einzelnen Bitpositionen innerhalb des Entropie-Pools einer Normalverteilung erheblich besser, als jene Verteilung basierend auf den Daten vor dem Start des User-Space.

Wie zu erwarten war, ähneln die Diagramme denen des vorherigen Abschnitts.

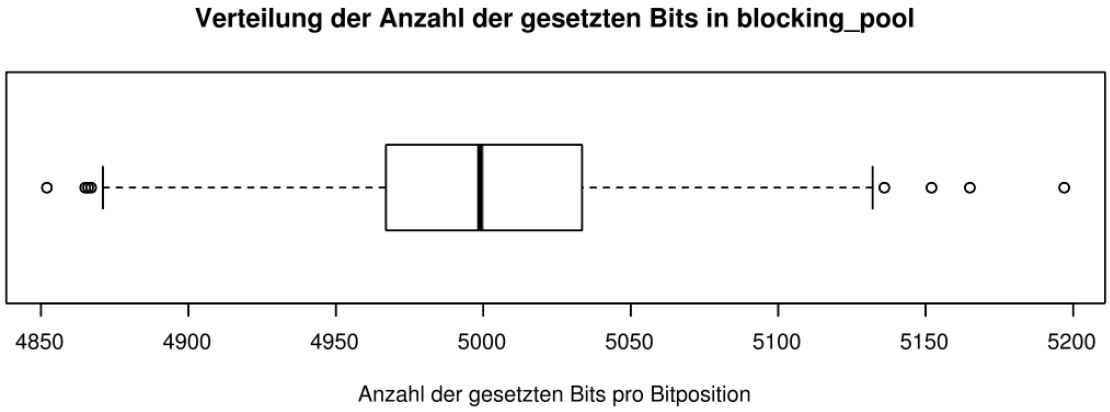
Es bleibt noch festzustellen, dass die wortweise Verteilung der Bit-Summen pro Bitposition nicht immer einer Normalverteilung entspricht. Die starken Abweichungen werden jedoch bei der Gesamtbetrachtung des Entropie-Pools reduziert und haben keinen nennenswerten Einfluss auf die Gesamtverteilung im Entropie-Pool. **Es wurden keine Hinweise gegen die Annahme, dass jedes Bit mit einer Wahrscheinlichkeit von etwa 50% gesetzt ist, gefunden.**

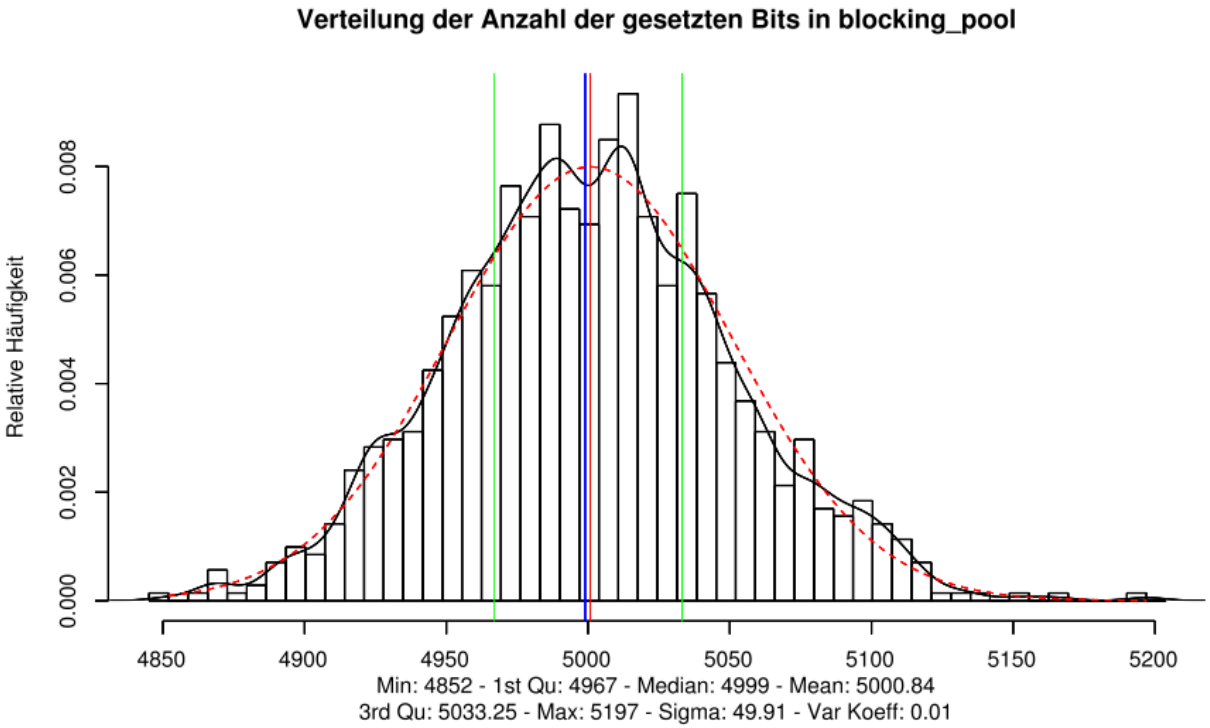
5.3.7

5.3.8 Test 2 – Gesetzte Bits für jede Bitposition im Entropie-Pool `blocking_pool` zum Systemstart

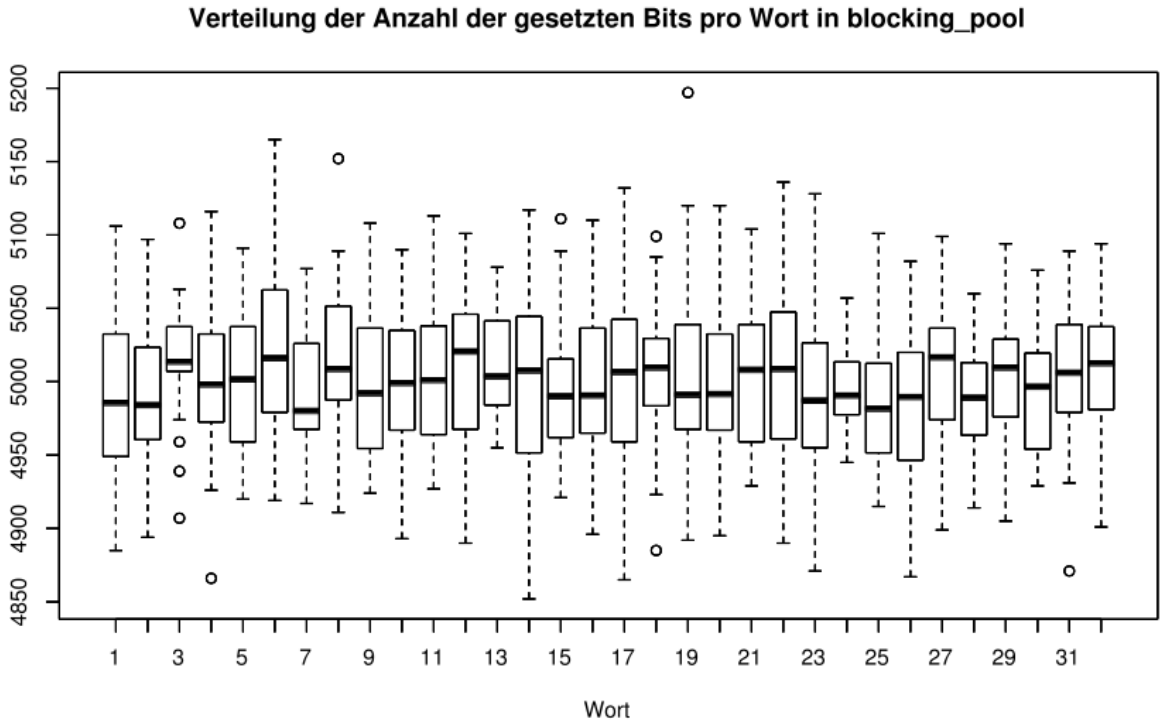
5.3.8.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Start des User-Space

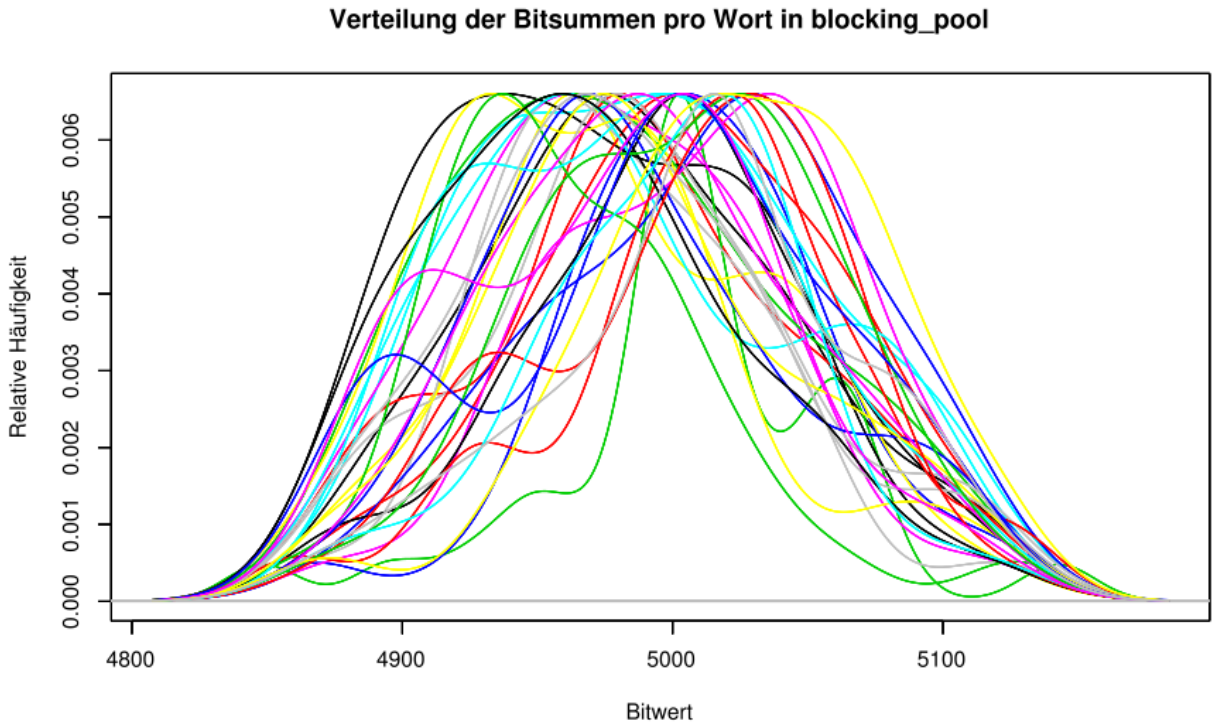
Der erste Teil der Analyse zeigt die Verteilung der Bit-Summen der einzelnen Bitpositionen innerhalb des gesamten Entropie-Pools.



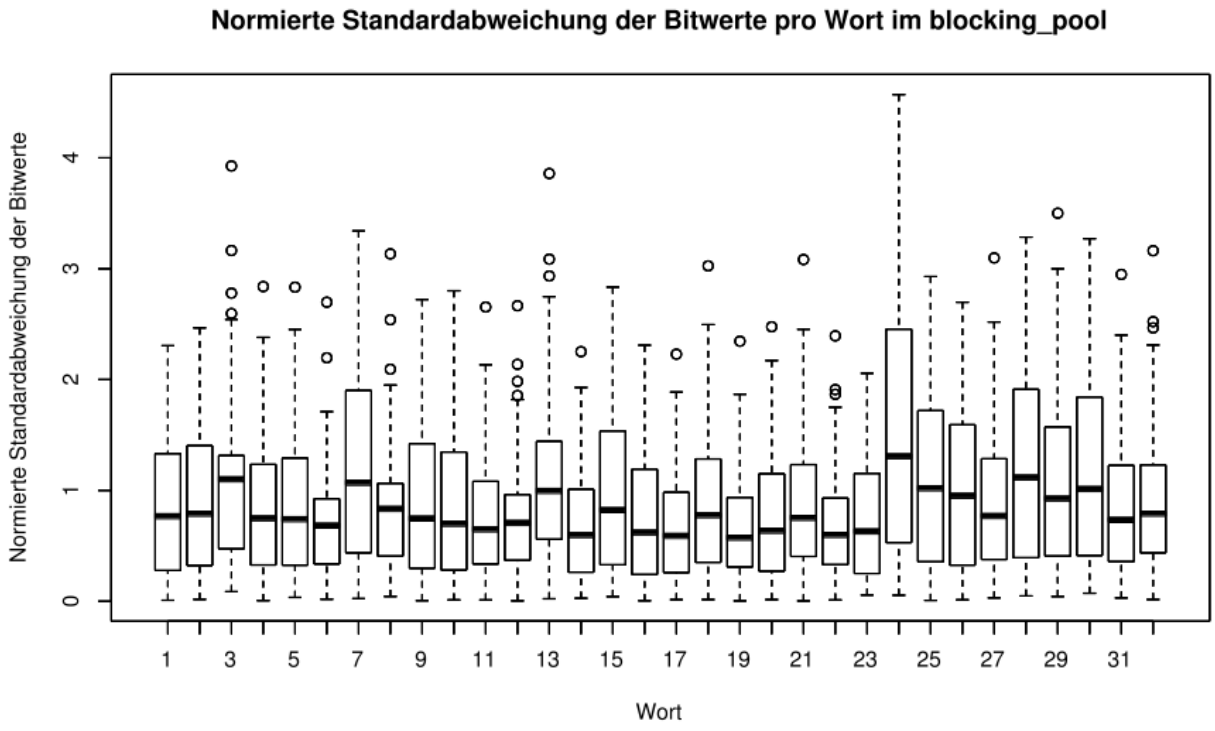


Wie zuvor ist im zweiten Analyseteil für jedes der 32 Wörter des `blocking_pool` eine eigene Messreihe von Bit-Summen für jede Bitposition zu betrachten.





Auch hier folgt ein Box-Whisker-Plot mit den normierten Standardabweichungen der Bit-Summen einzelner Bitpositionen für jedes Wort.



Ein Hinweis gegen eine Wahrscheinlichkeit nahe 50% für das Gesetztsein der einzelnen Bits wurde nicht gefunden.

5.3.8.2 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Hinzufügen des Seeds

Wie in 5.2.8.2 erklärt, werden Zufallszahlen aus dem blocking_pool nur vom User-Space via `/dev/random` ausgelesen. Da der Startvorgang bis zum Verarbeiten des Seeds keine Anfragen an `/dev/random` durchführt, wurde der Pool keinen Änderungen unterworfen.

5.4 Test 3 - Anzahl an Änderungen jeder einzelnen Bitposition

Wie in 5.1 beschrieben, wird für die Messungen im laufenden Betrieb für jede Bitposition die Anzahl der Änderungen zwischen aufeinander folgenden Zuständen bestimmt. Das lässt sich leicht durch Verwendung von XOR implementieren: Fasst man den Inhalt der Pools als n-Bit-Wort auf, so werden die Werte je zweier aufeinander folgender Messungen mit bitweisem XOR verknüpft. Ist im Ergebnis das Bit an der Stelle i gesetzt, so wurde dieses Bit geändert. Die Anzahl der gesetzten Bits für jede Bitposition der XOR-Ergebnisse entspricht also der Anzahl an Änderungen dieser Bitposition.

5.4.1 Test 3 im laufenden Betrieb – erwartete Wahrscheinlichkeiten

Im Überblick über die durchgeführten Tests in Abschnitt 5.1 wurde bereits erwähnt, dass nicht jedes Bit der Entropie-Pools beim Einmischen neuer Daten einer potentiellen Änderung unterliegt. Wir leiten jetzt für jeden Entropie-Pool separat die Anzahl an erwarteten Änderungen zwischen zwei aufeinander folgenden Zuständen her. Dabei nehmen wir an, dass ein Bit an einer bestimmten Bitposition, das potentiell geändert wird (also beim Einmischen „angefasst wird“) mit einer Wahrscheinlichkeit von 50% tatsächlich geändert wird.

5.4.1.1 input_pool

Entsprechend Abschnitt 2.5.1.6 wird die Datenstruktur `sample` zu dem `input_pool` hinzugefügt. Diese Datenstruktur enthält auf einem 64-Bit-System

- jiffies (long, 64 Bit),
- cycles (unsigned, 32 Bit), und
- num (unsigned, 32 Bit),

insgesamt also 16 Byte. Aufgrund der Arbeitsweise von GCC belegt die Datenstruktur ebenfalls 16 Byte Speicher unter Zugrundelegung des Padding-Mechanismus – dies kann der geneigte Leser mittels eines kleinen Programms selbst verifizieren. Die Messung erfolgt, wenn die Funktion `_mix_pool_bytes` aufgerufen wird, also nach jedem Hardware-Ereignis mit 16 Bytes. Aus Abschnitt 2.5.2 wissen wir, dass pro Byte Eingabewert, ein Wort im Entropie-Pool verändert wird. Somit werden beim Einmischen eines Hardware-Ereignisses werden 16 Wörter im `input_pool` potentiell verändert. Mit Hilfe der Annahme, dass eine potentielle Änderung in 50% der Fälle eine tatsächliche Änderung bewirkt, berechnet man schnell, dass zwischen zwei aufeinander folgende Zuständen

$$16 \cdot 32 \cdot 0.5 = 256$$

Bits verändert werden. Geht man von einer Gleichverteilung der Änderungen im Pool aus, so bedeutet das eine Änderungswahrscheinlichkeit von

$$\frac{384}{4096} = 0.0625$$

für jedes einzelne Bit pro Zustandsänderung.

Bemerkung: Aufgrund des Schieberegister-Verhalten des LRNG benötigen wir

$$E_{wrap} = \frac{W_{Entropy-Pool}}{B_{Event}}$$

Ereignisse, wobei E_{wrap} die Anzahl der Hardware-Ereignisse ist, um einmal den gesamten Entropie-Pool zu verändern, $W_{Entropy-Pool}$ die Anzahl der Wörter im Entropie-Pool ist und B_{Event} die Anzahl der Bytes, welche pro Hardware-Ereignis zu dem Entropie-Pool hinzugefügt wird, ist. Für den `input_pool` erhalten wir also

$$E_{wrap}=\frac{128}{16}=8 \quad .$$

5.4.1.2

5.4.1.3 blocking_pool

Für den blocking_pool wurde die Generierung der Beobachtungswerte wurde mit dem Befehl

```
cat /dev/zero > /dev/random
```

unterstützt. Da die Testumgebung kein Lesen von `/dev/random` in der Zeit der Messungen durchführt, wird der blocking_pool nur durch das Schreiben verändert. Entsprechend Abschnitt 2.5.1.9 werden die nach `/dev/random` geschriebenen Daten in Blöcken von 64 Bytes zu dem blocking_pool hinzugefügt, denn über die Funktion `write_pool` wird die Funktion `_mix_pool_bytes` zum Einmischen der Variable buf, die aus 16 Wörtern à 32 Bit besteht, aufgerufen. Da der `blocking_pool` jedoch nur aus 32 Wörtern besteht, werden hier alle 32 Wörter potentiell geändert. Hier erwartet man also eine Änderung von

$$32 \cdot 32 \cdot 0.5 = 512$$

Bits zwischen zwei Zuständen. Zusammen mit der Annahme der Gleichverteilung der Änderungen im Pool ergibt sich eine Änderungswahrscheinlichkeit von

$$\frac{512}{1024}=0.5$$

für jedes einzelne Bit pro Zustandsänderung.

Bemerkung: Die Formel am Ende von 5.4.1.1 liefert, unter Beachtung, dass der `blocking_pool` 32 Wörter umfasst, folgenden Wert:

$$E_{wrap}=\frac{32}{64}=0{,}5 \quad .$$

Hier ist jedoch zu beachten, dass ein Wert E_{wrap} von unter eins bedeutungslos ist, da dieser Wert aussagt, dass mit einem Aufruf, alle Wörter mehr als einmal Ziel einer Veränderung sind. Es reicht aber eine Veränderung aus. Damit gilt grundsätzlich und hier insbesondere

$$\lfloor E_{wrap} \rfloor = 1 \quad .$$

5.4.2 Test 3 im laufenden Betrieb – Testansatz

Die folgenden Dateien aus dem Verzeichnis `entropy_pool_distribution` wurden für diesen Test verwendet:

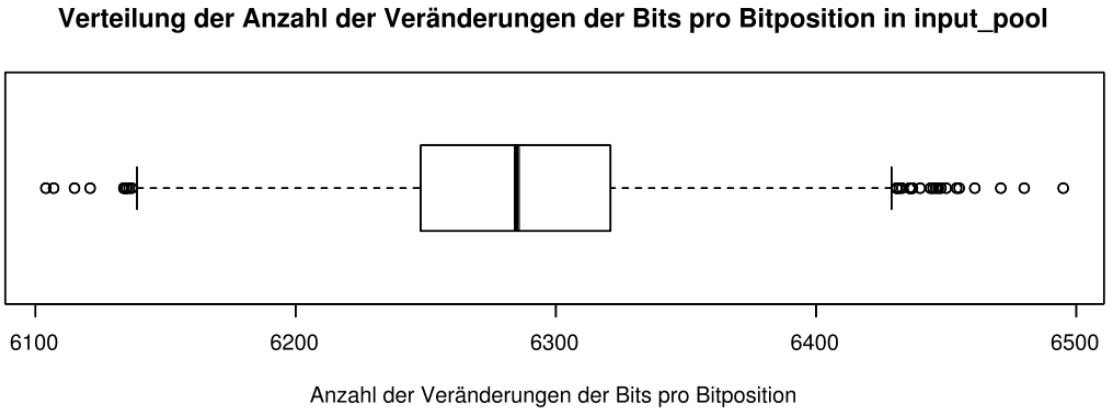
- Das SystemTap-Skript `entropy_pool_distribution.stp bestimmt die Anzahl der Veränderungen für jede Bitposition. Hier kann` die Stichprobenanzahl mit der Variable num_samplings angepasst werden.
- Über das Bash-Skript `gendata.sh` wird das o.g. SystemTap-Skript aufgerufen.
- Das R-Project-Analyseprogramm entropy_pool_distribution.r erstellt die nachfolgenden Graphiken aus der mittels dem SystemTap-Skript erzeugten Datenreihe.

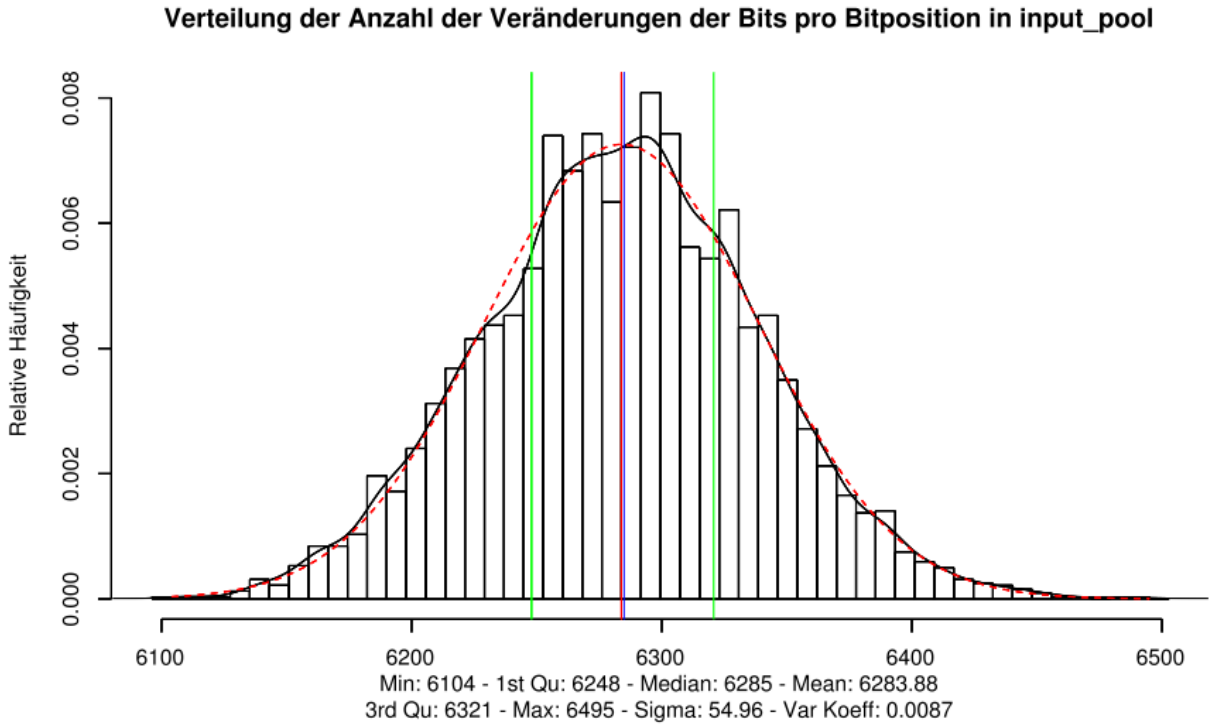
Die gewählte Stichprobengröße beträgt $S=100.000$.

5.4.3 Test 3 - Veränderungen pro Bitposition im Entropie-Pool input_pool

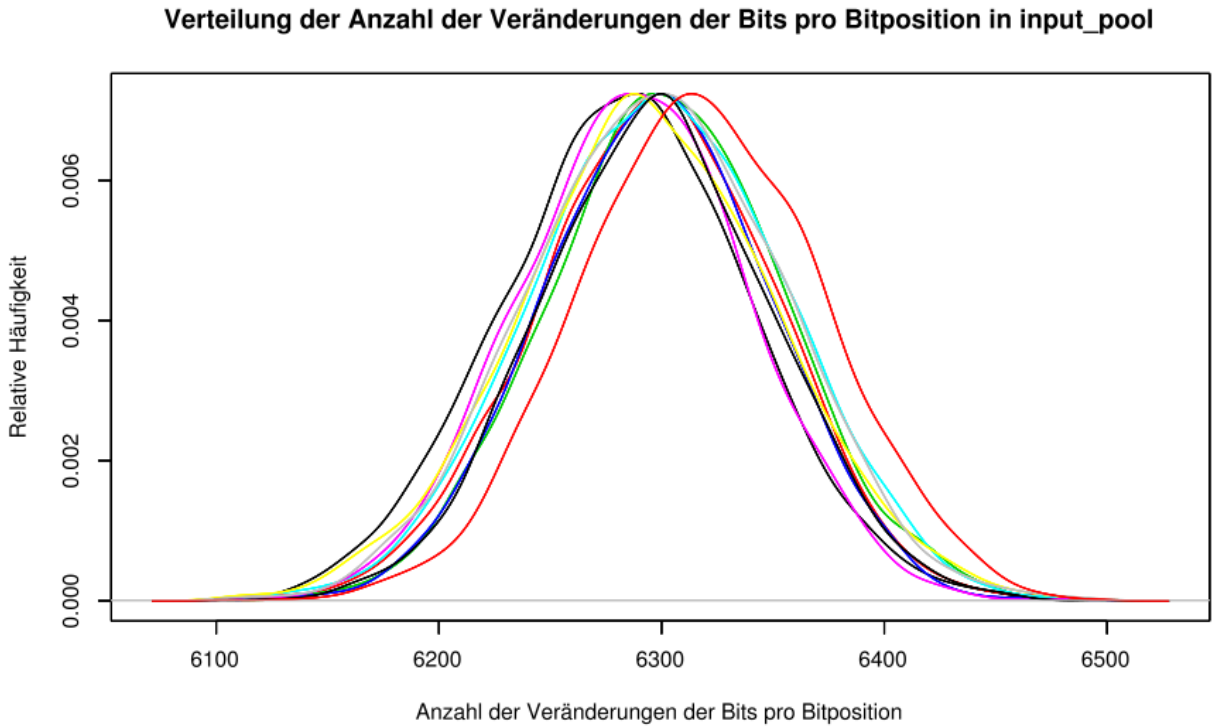
Wie in Abschnitt 5.2.2 angesprochen, erscheint eine zusätzliche Betrachtung, wie oft jedes einzelne Bit bei Veränderungen des Entropie-Pools geändert wird, als sinnvoll.

5.4.3.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse





Das Verhalten der Verteilung über die Zeit wurde mit 10 Testreihen mit der oben angegebenen Stichprobengröße durchgeführt. Die schwarze Kurve entspricht der ersten Testreihe, die obigem Box-Whisker-Plot und dem zugehörigen Histogramm zugrunde liegt.



Zieht man die Testbeschreibung aus Abschnitt 5.1 und die erwartete Änderungswahrscheinlichkeit für jedes Bit aus Abschnitt 5.4.1.1 in Erwägung, so erwartet man bei der oben gewählten Stichprobengröße den Mittelwert/Median der Änderungszahl bei

$$100.000 \cdot 0.0625 = 6250 \quad .$$

Somit lässt sich zusammenfassen:

- Mittelwert und Median sind relativ nahe beieinander und liegen sehr nahe der theoretischen Vorhersage.
- Das Histogramm zeigt eine fast perfekte Normalverteilung, obwohl leichte Einbrüche bei den Säulen im Histogramm zu sehen sind. Der Grund dieser Einbrüche ist derzeit Unbekannt.
- Die Streuung der Werte um den Mittelwert ist relativ gering, wie im Histogramm und im Box-Whisker-Plot ersichtlich.
- Die Veränderung der Verteilung beim Wiederholen des Tests ist ebenfalls sehr gering.
- Der Variationskoeffizient zeigt, dass die Verteilung sehr „schmal“ im Verhältnis der Gesamtdaten ist.

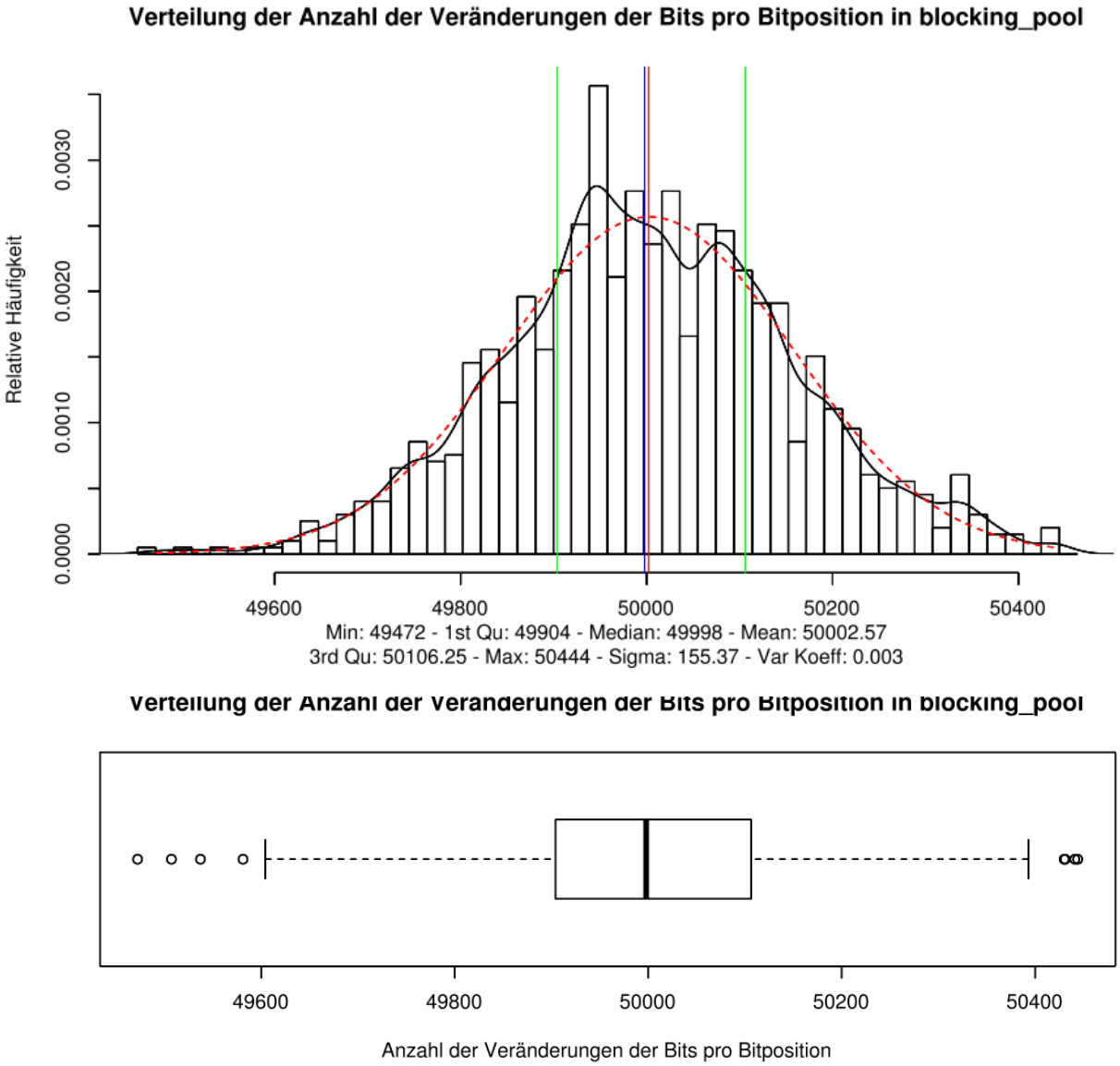
Die Ergebnisse sprechen für eine Gleichverteilung der Veränderung der Daten im input_pool und damit für die Qualität des LRNG.

5.4.4

5.4.5 Test 3 - Veränderungen pro Bitposition im Entropie-Pool `blocking_pool`

Wie in Abschnitt 5.2.4 erklärt, wird eine gesonderte Betrachtung von ausschließlich Lese- oder Schreibvorgängen auf den Gerätedateien nicht als notwendig erachtet.

5.4.5.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse



Wieder berechnen wir mit Hilfe der zuvor bestimmten Änderungswahrscheinlichkeit für jede Bitposition (siehe 5.4.1.3) und der oben angegebenen Stichprobengröße den erwarteten Mittelwert/Median an Änderungen:

$$100.000 \cdot 0{,}5 = 50.000 \quad .$$

Analog zum vorherigen Abschnitt gilt, dass

- Mittelwert und Median-Wert fast identisch und sehr nahe der theoretischen Vorhersage liegen,
- das Histogramm eine deformierte Normalverteilung zeigt, in dem Einbrüche bei den Säulen im Histogramm zu sehen sind – Grund derzeit unbekannt –,
- die Streuung der Werte um den Mittelwert ist sehr gering ist und
- der Variationskoeffizient eine sehr „schmale“ Verteilung im Verhältnis der Gesamtdaten anzeigt.

Die Ergebnisse mit den angesprochenen Deformationen sind Hinweise auf eine nicht mehr vorhandene Gleichverteilung der Veränderung der Daten im `blocking_pool`. Weitere Analysen die den Hintergrund der Deformationen beleuchten sind notwendig.

5.4.6 Test 3 zum Systemstart – Vorüberlegungen und Testansatz

5.4.6.1 Vorüberlegungen und Testansatz

Die Analysen zu Test 3 zum Systemstart nutzen die gleichen Messdaten wie Test 1. Somit gelten die gleichen Vorüberlegungen und der gleiche Testansatz wie in Abschnitt 5.2.5.

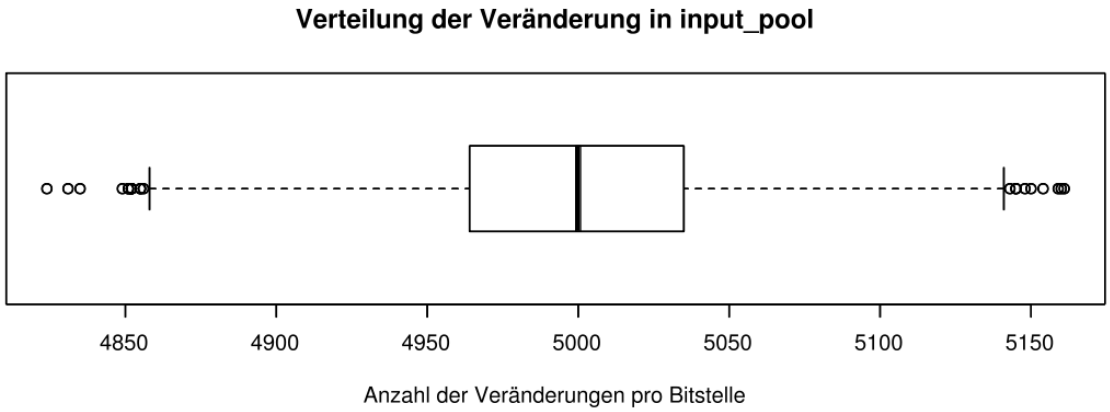
Jede Analyse ist zweigeteilt und entspricht immer dem in Abschnitt 5.2.5.2 dargestellten Ansatz mit einer Ausnahme. So werden in Abschnitt 5.2.5.2 die Bit-Summen für jedes Wort einzeln ermittelt und entsprechend analysiert. Demgegenüber entspricht bei der Analyse in diesem Test die Anzahl der Beobachtungen der Anzahl der Pool-Wörter.

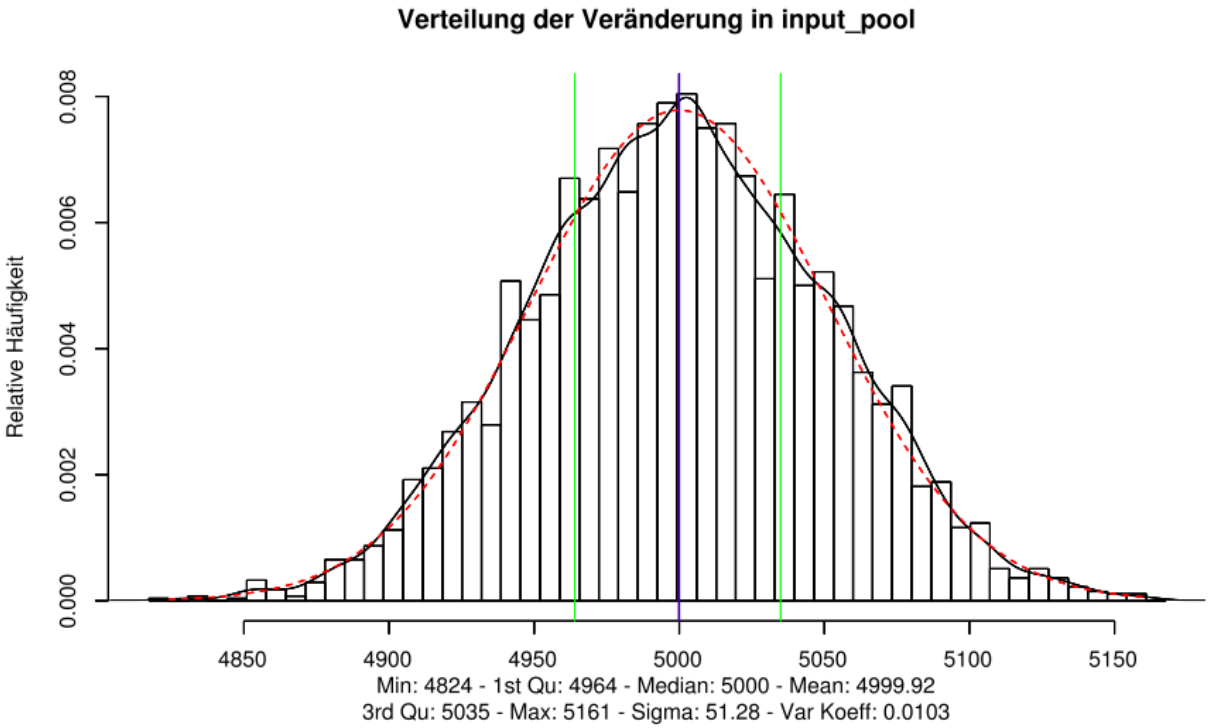
Die gewählte Stichprobengröße ergibt sich aus Abschnitt 5.2.5.2. Wir erinnern daran, dass wie in 5.2.5 jeder nachfolgende Unterabschnitt sechs Analysen enthält.

5.4.7 Test 3 - Veränderungen pro Bitposition im Entropie-Pool input_pool zum Systemstart

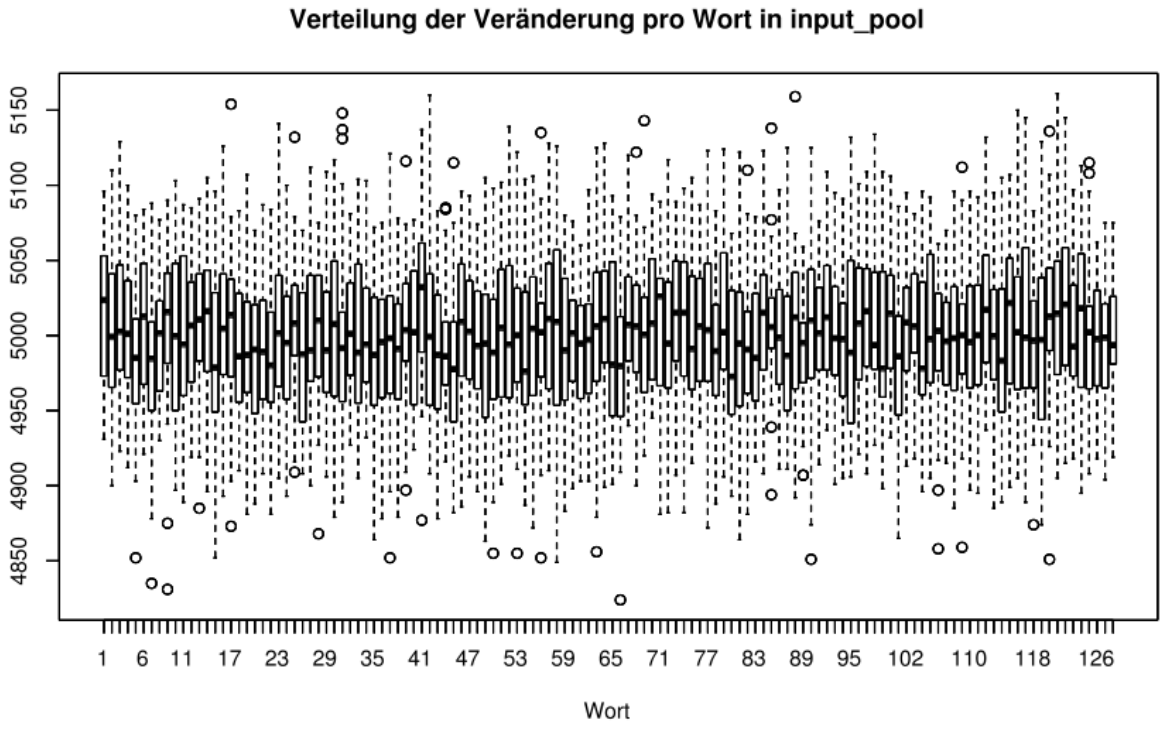
5.4.7.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Start des User-Space

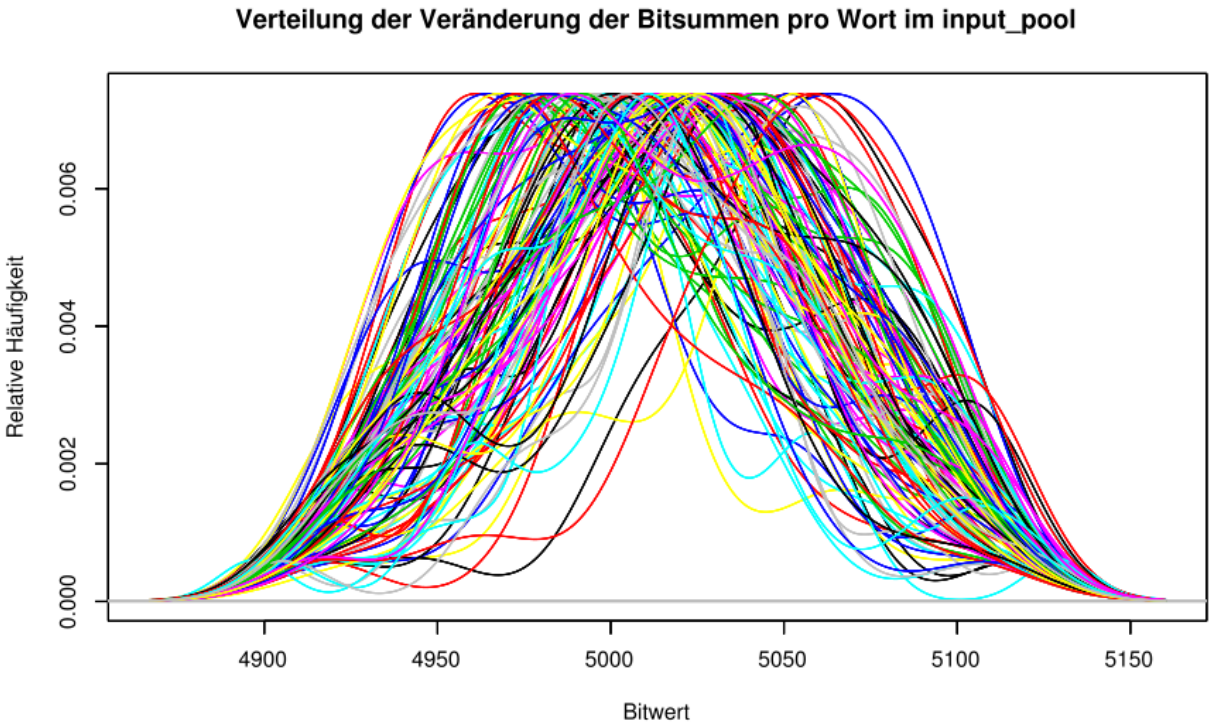
Der erste Teil der Analyse zeigt die Verteilung der Anzahl an Veränderungen für jeden Bit-position innerhalb des gesamten Entropie-Pools.



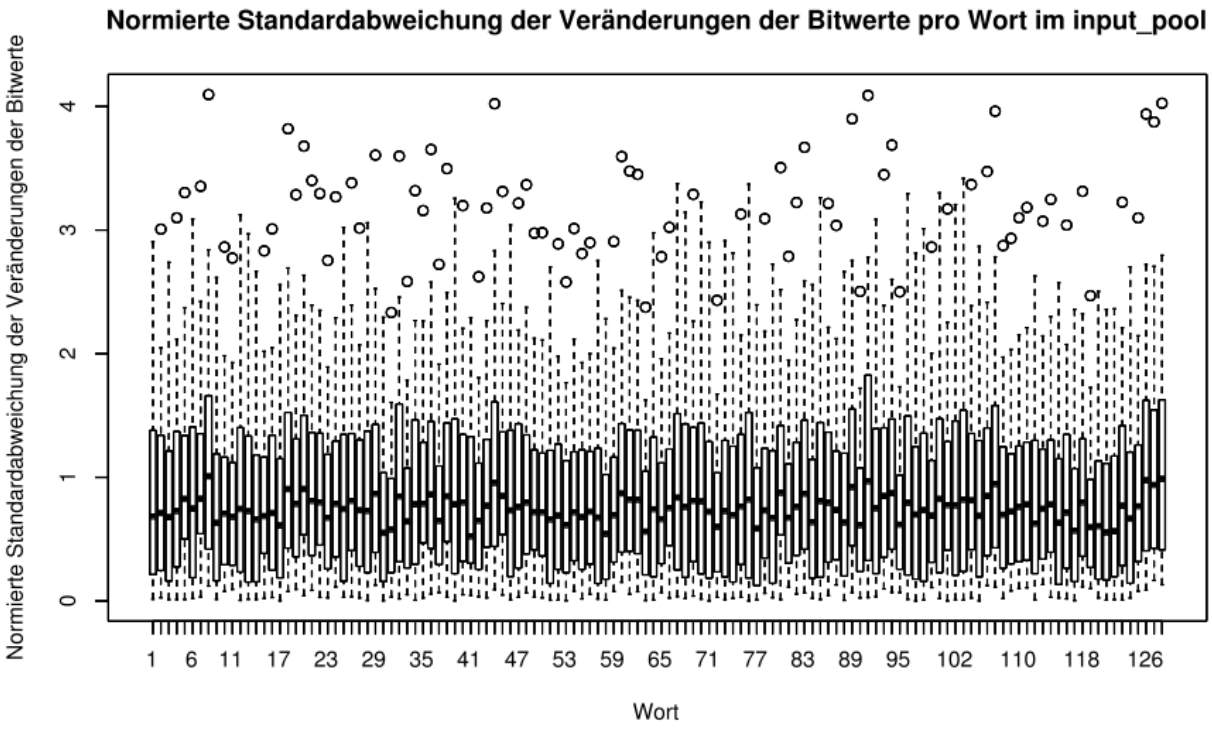


Der zweite Teil der Analyse diskutiert die Verteilungen der Anzahl an Änderungen für jede Bitposition für die einzelnen Wörter. Wie bereits beschrieben, enthält `input_pool` 128 Wörter à 32 Bit, weshalb 128 separate Messreihen betrachtet werden.





Abschließend wird ein weiterer Box-Whisker Plot angezeigt, welcher die normierte Standardabweichung der Änderungen pro Bitposition für jedes Wort darstellt.



Die Verteilung der Änderungen einzelner Bitpositionen des Entropie-Pools entsprechen vollkommen den Erwartungen, insbesondere fallen Mittelwert und Median genau mit der Vorhersage S/2 zusammen.

Bei der wortweisen Betrachtung fällt die relativ starke Schwankungsbreite der Verteilungen aller Wörter auf. Es ist auch zu sehen, dass die Verteilung einzelner Wörter stark von einer Normalverteilung abweicht, indem sie beispielsweise zwei lokale Maxima besitzt.

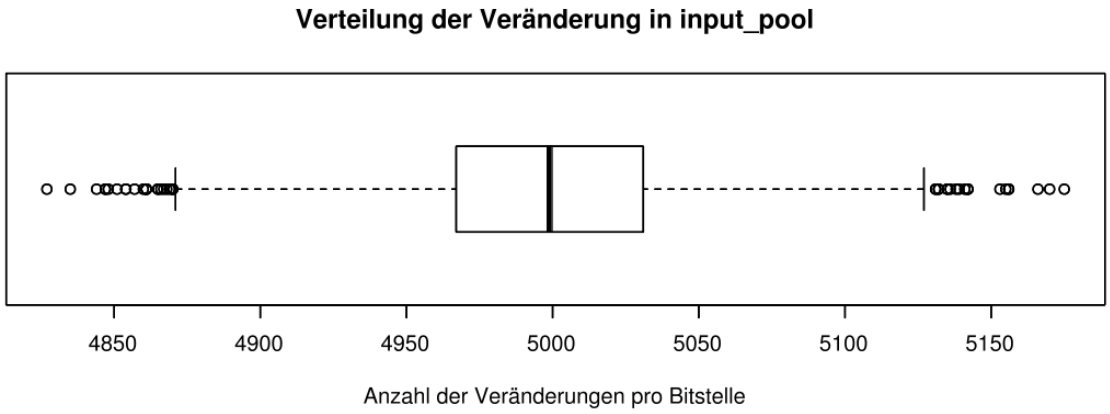
Diesen Unterschied in den Dichteverteilungen kann man auch in dem Graphen der normierten Standardabweichungen sehen: die Box-Plots unterscheiden sich, der Medianwert der verschiedenen Wörter schwankt. Es zeigen sich aber keine signifikanten Ausreißer. Alle Box-Whisker-Plots der Standardabweichungen haben einen Bias in Richtung Null. Das bedeutet, dass die Whisker Richtung Null kleiner sind, als die Whisker in die andere Richtung. Weiterhin ist der Medianwert in der Box in Richtung Null verschoben. Dieses Ergebnis ist bei einer Normalverteilung zu erwarten.

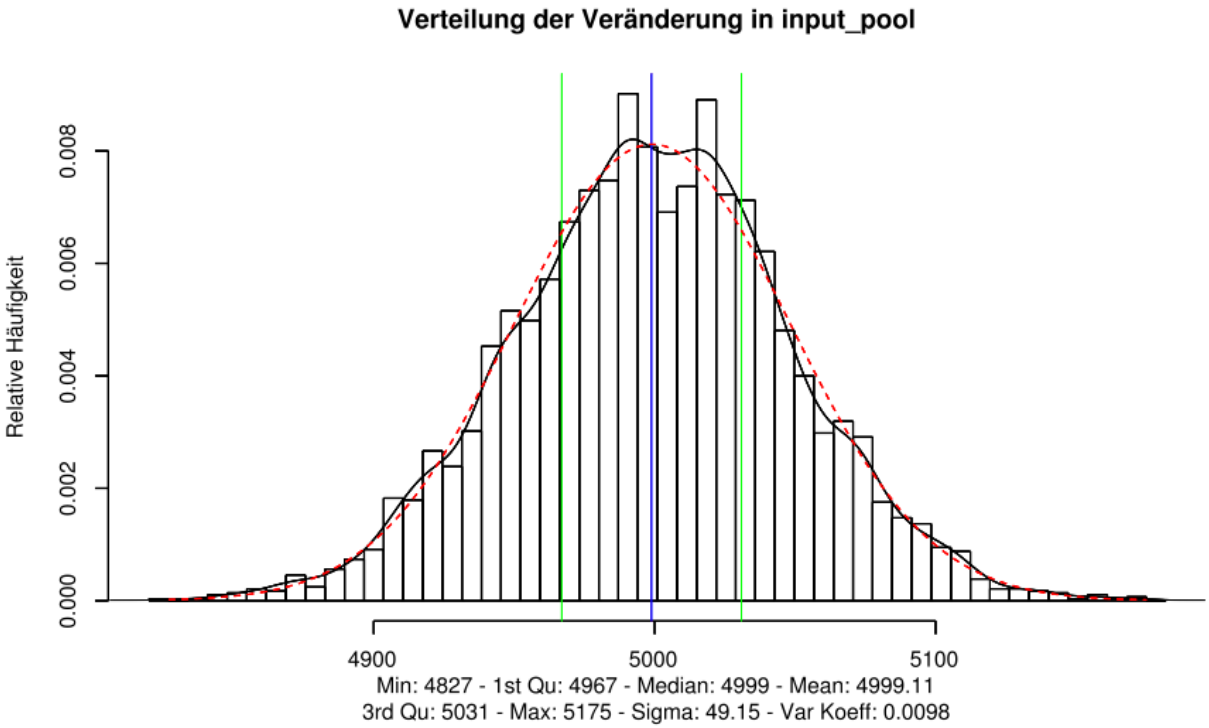
Somit scheinen die wortweisen Verteilungen der Änderungen pro Bitposition nicht immer einer Normalverteilung zu entsprechen. Die Abweichungen werden allerdings noch als unkritisch angesehen, zudem gleichen sich die Unterschiede bei Betrachtung aller Wörter aus.

Hinweise gegen die Annahme, dass jedes Bit in etwa 50% der Fälle geändert wird, wurden nicht gefunden.

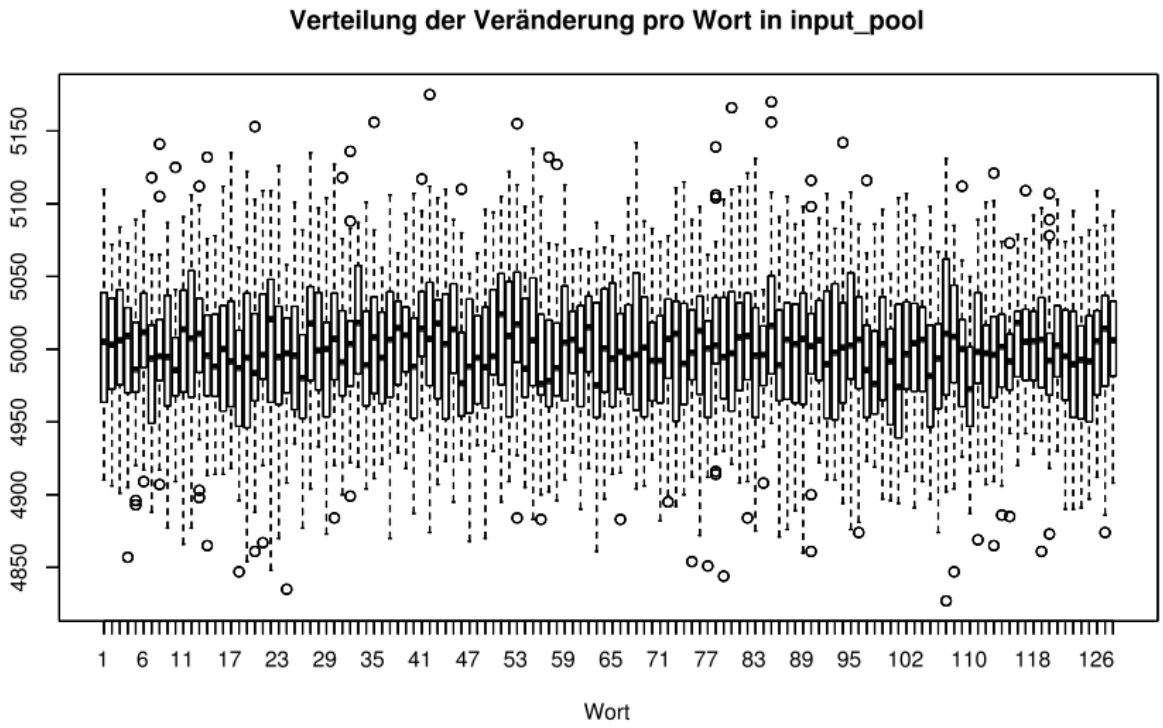
5.4.7.2 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Hinzufügen des Seeds

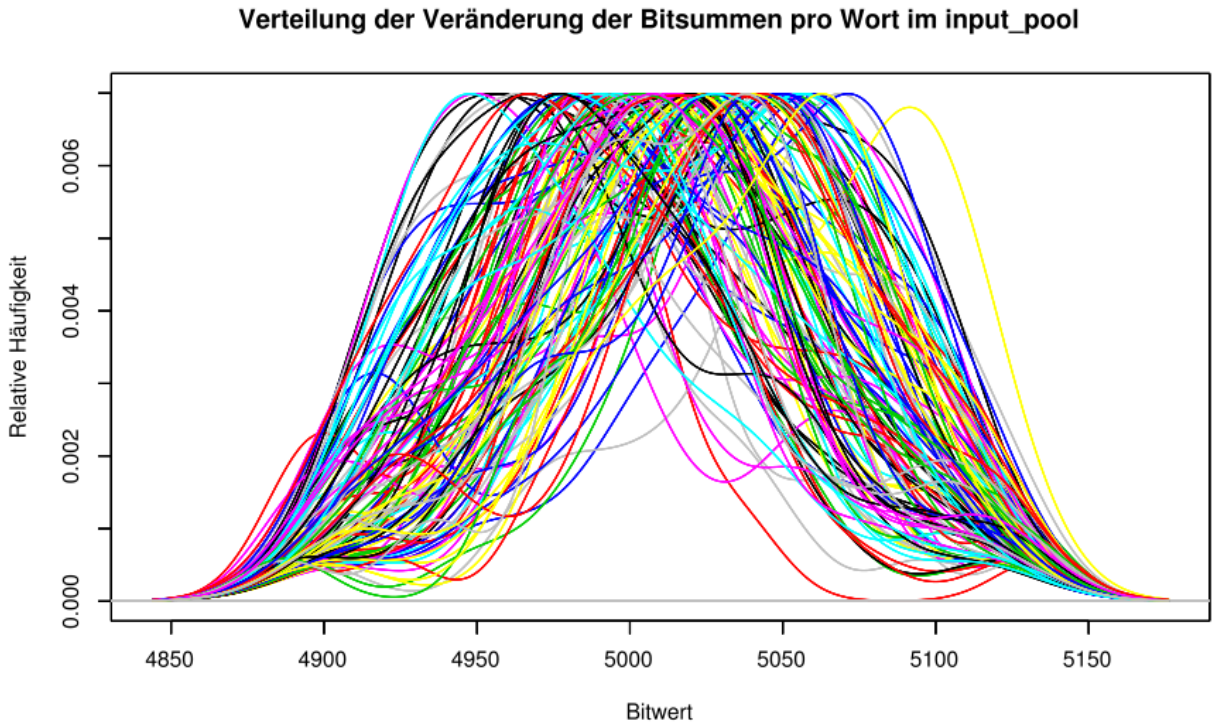
Der erste Teil der Analyse zeigt die Verteilung der Anzahl an Veränderungen für jede Bitposition innerhalb des gesamten Entropie-Pools.



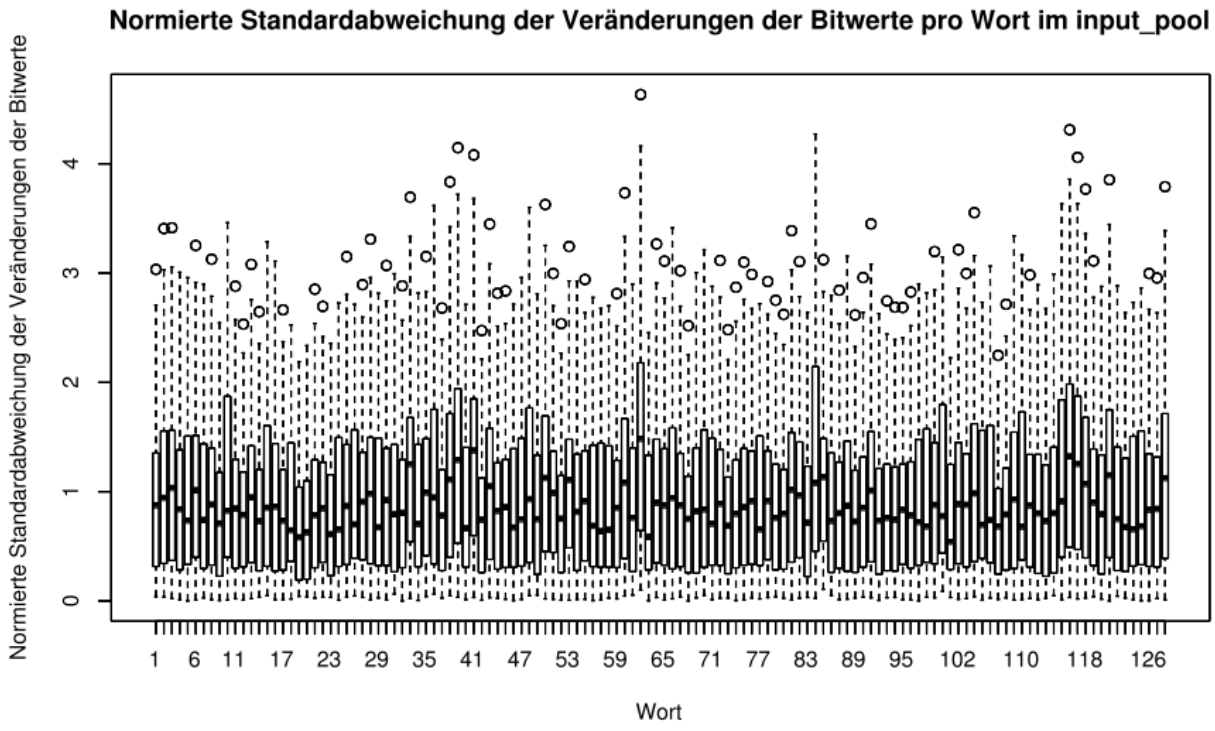


Der zweite Teil der Analyse diskutiert die Verteilungen der Anzahl an Änderungen an jeder einzelnen Bitposition für jedes der 128 Wörter.





Auch hier folgt ein Box-Whisker-Plot mit den normierten Standardabweichungen der Änderungen einzelner Bitpositionen für jedes Wort.

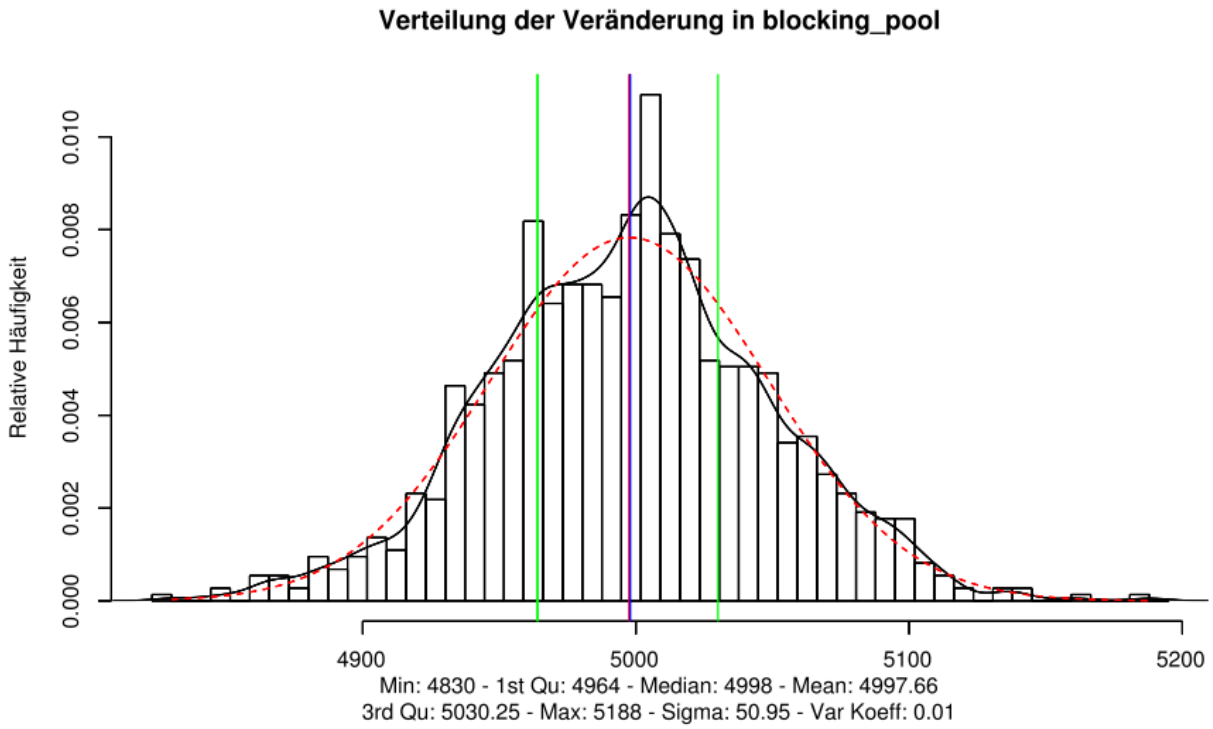


Die Ergebnisse ähneln denen des vorangegangenen Abschnitts 5.4.7.1 sehr, so dass wir auf die Interpretation dort verweisen.

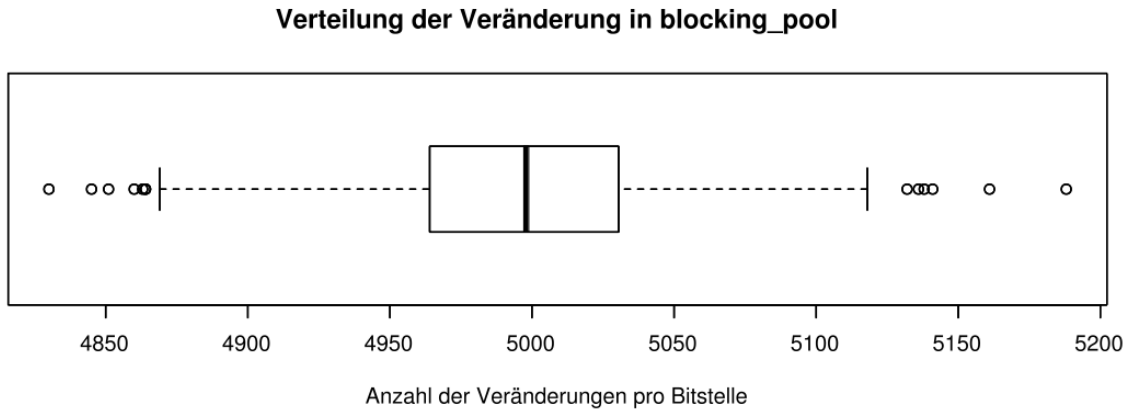
5.4.8 Test 3 - Veränderungen pro Bitposition im Entropie-Pool `blocking_pool` zum Systemstart

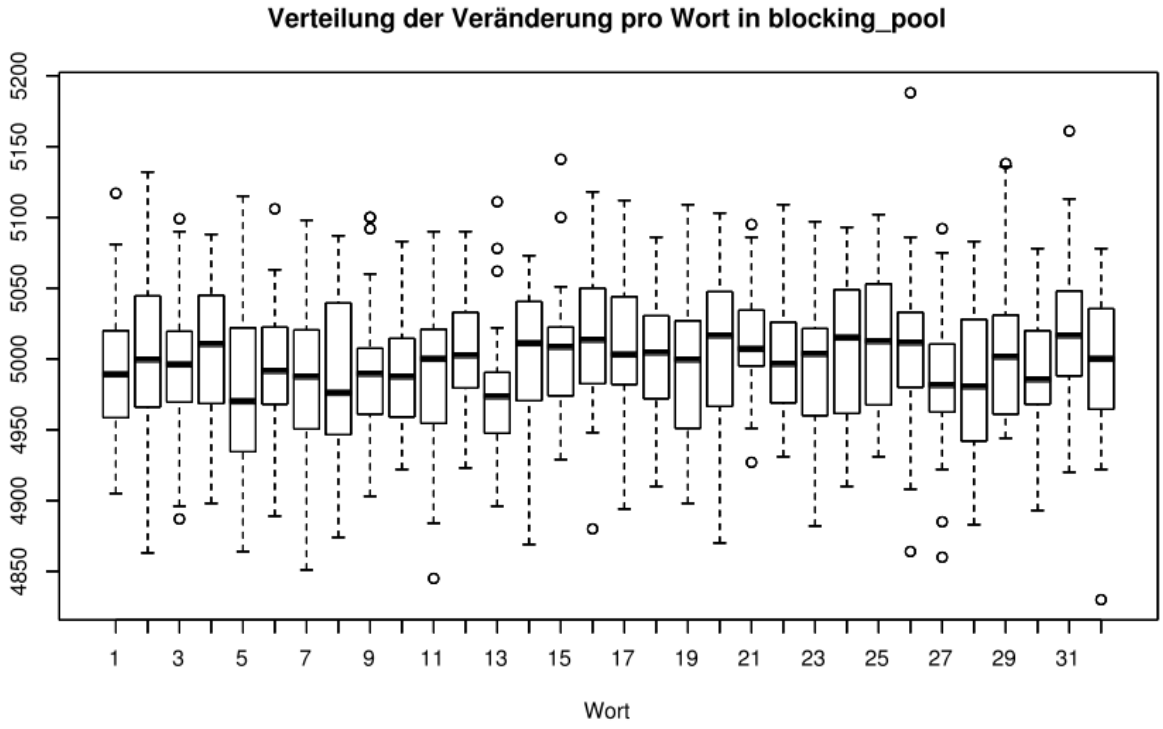
5.4.8.1 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Start des User-Space

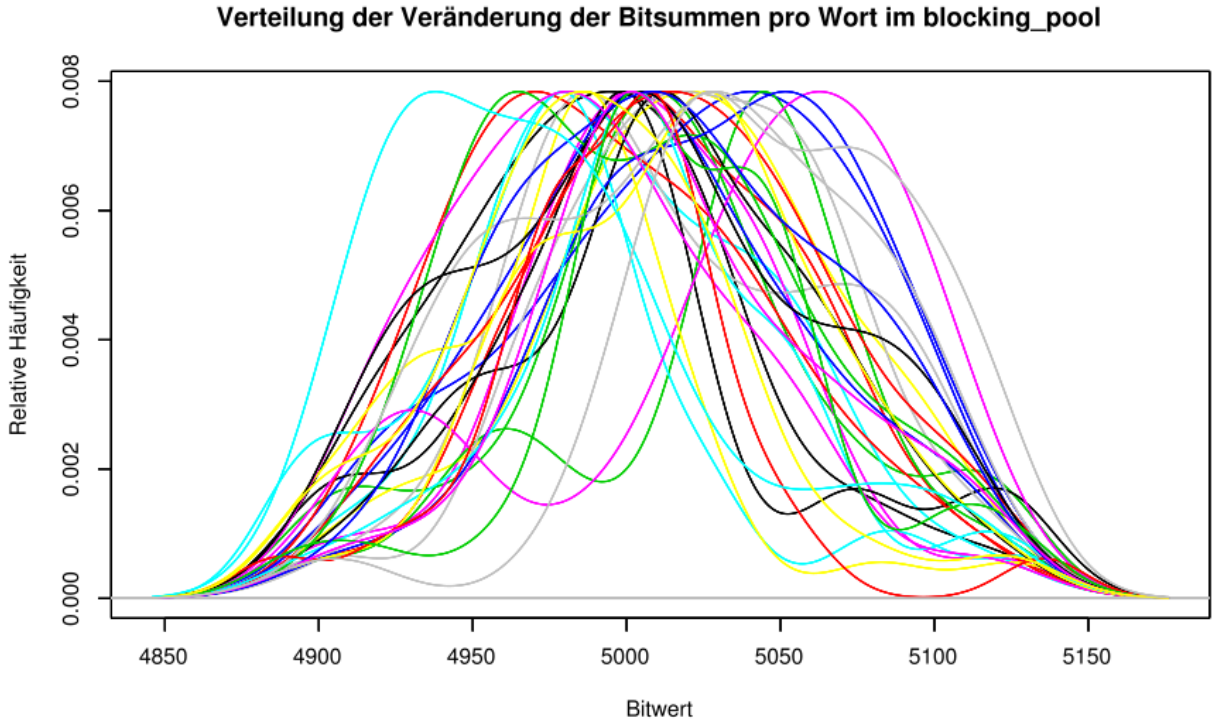
Der erste Teil der Analyse zeigt die Verteilung der Anzahl an Veränderungen für jede Bitposition innerhalb des gesamten Entropie-Pools.



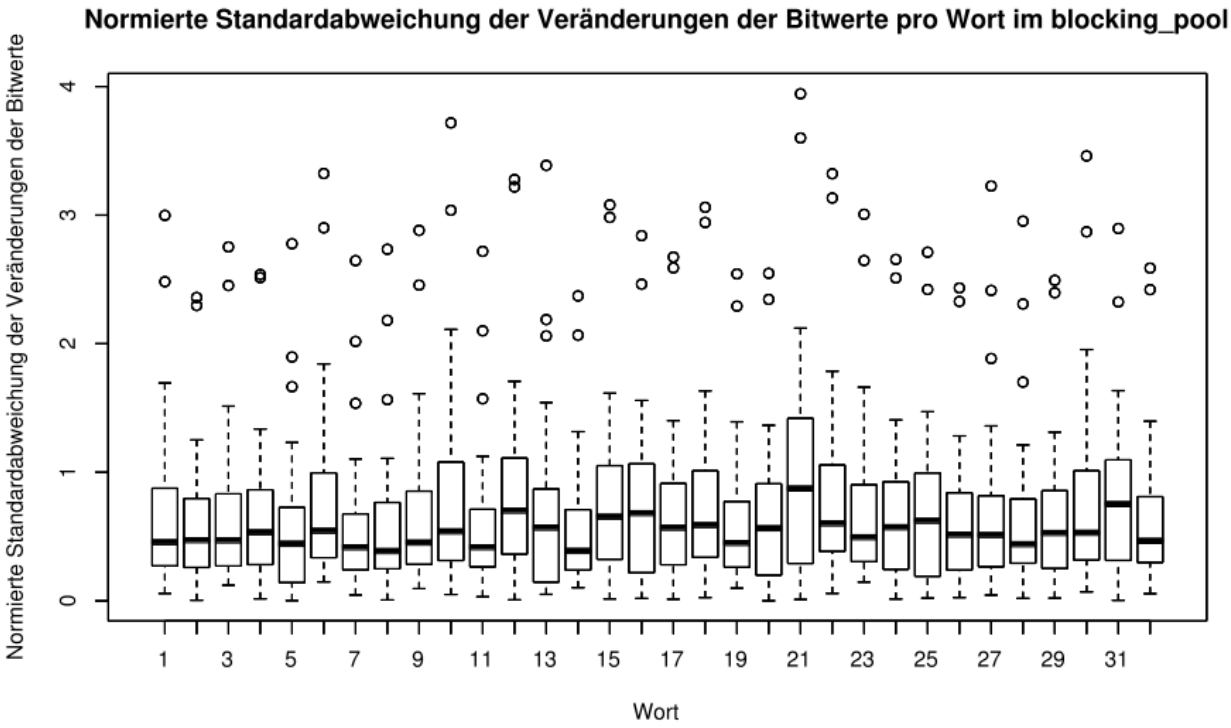
Wir erinnern hier nochmals daran, dass im zweiten Teil der Analyse aufgrund der Größe von `blocking_pool` 32 Verteilungen der Veränderungen einzelner Bitpositionen für jedes Wort betrachtet werden.







Ein weiterer Box-Whisker-Plot zeigt noch die normierten Standardabweichungen der Anzahl an Änderungen der Bitpositionen pro Wort.



Somit scheinen die wortweisen Verteilungen der Änderungen pro Bitposition nicht immer einer Normalverteilung zu entsprechen. Die Abweichungen werden allerdings noch als unkritisch angesehen, zudem gleichen sich die Unterschiede bei Betrachtung aller Wörter aus.

Es wurden wieder keine Hinweise gegen eine Änderungswahrscheinlichkeit für jede Bitposition von im Bereich von 50% gefunden.

5.4.8.2 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation der Ergebnisse vor Hinzufügen des Seeds

Wie in 5.2.8.2 erklärt, werden Zufallszahlen aus dem `blocking_pool` nur vom User-Space via `/dev/random` ausgelesen. Da der Startvorgang bis zum Verarbeiten des Seeds keine Anfragen an `/dev/random` durchführt, wurde der Pool keinen Änderungen unterworfen.

6 Testreihen II - Untersuchung der Entropie

In diesem Kapitel werden verschiedene Tests zur Untersuchung der Entropie durchgeführt. Im ersten Abschnitt wird die Entropie im `input_pool` betrachtet. Der zweite, deutlich größere Teil widmet sich der Entropie bzw. Entropieschätzung für die Hardware-Ereignisse.

6.1 Entropieschätzung für `input_pool`

Wie in Kapitel 2.5 beschrieben wird neue Entropie durch Hardware-Ereignisse in den 4096 Bit großen input_pool eingemischt. Es stellt sich die natürliche Frage, ob dieser Platz ausreicht und ob die darin gesammelte Entropie auch ausreichend ist. Die folgenden Tests gehen dieser Fragestellung nach.

6.1.1 Zeitverhalten von Trickle-Threshold

Dieser Test gilt für neuere Kern-Versionen nicht mehr, da die Variable `trickle_thresh` entfernt wurde.

Der LRNG verwaltet eine globale Variable `trickle_thresh`, die das Verwerfen von Hardware-Ereignissen steuert. Entsprechend Abschnitt 2.5.3 führt ein Überschreiten dieser Schranke (die standardmäßig auf 3584 gesetzt ist) von der Entropieschätzung des `input_pools` dazu, dass nur noch jedes 4096-te Ereignis zu dem `input_pool` hinzugefügt wird.

In diesem Test wird für eine bestimmte Anzahl an Hardware-Ereignissen geprüft, ob diese dem input_pool hinzugefügt werden. Es wird also geprüft, ob die Schranke `trickle_thresh` noch nicht überschritten wurde.

6.1.1.1 Testdurchführung

Ausgehend von den Anfangsüberlegungen wurde folgender Test erstellt:

- Das SystemTap-Skript trickle_threshold.stp, in dem die Stichprobenanzahl mit der Variable num_samplings angepasst werden kann, erzeugt eine Tabelle mit der Verwendung der Hardware-Ereignisse.
- Das SystemTap-Skript wird mit dem Bash-Skript gendata.sh aufgerufen.
- Das Shell-Skript update-graphs.sh erstellt die folgenden Graphiken aus der erzeugten Datenreihe.

Als Stichprobengröße wurde $S = 100.000$ gewählt, d.h. es wurden entsprechend Hardware-Ereignisse auf ihren Eingang in den `input_pool` geprüft.

6.1.1.2 Testresultate und Interpretation

Die folgende Tabelle fasst die Ergebnisse dieses Tests zusammen und ist dazu wie folgt aufgebaut:

- Die linke Spalte enthält die Hardware-Klassen.
- Die zweite Spalte enthält die Häufigkeit der Ereignisse (die Summe dieser Werte ist gleich der Stichprobenanzahl).
- Die dritte Spalte enthält die Anzahl der Ereignisse, welche zu dem input_pool hinzugefügt wurden.
- Die vierte Spalte gibt an, wie viele Ereignisse verworfen wurden und demzufolge nicht zu dem `input_pool` hinzugefügt wurden. Die verworfenen Ereignisse für HID und Disk sind aufgrund der Überschreitung der `trickle_thresh` Schranke verworfen wurden. Die verworfenen Ereignisse für IRQ sind aufgrund der Nutzung von `fast_pool` nicht in den `input_pool` eingemischt worden.

Event source	Events counted	Events used	Events discarded
HID	17932	11268	6657
IRQ	64464	62	64402
Disk	17605	14975	2630

Der Test zeigt, dass die Schranke `trickle_threshold` während des Testzeitraums hin und wieder erreicht wurde. Da im Testzeitraum kaum neue Programme gestartet wurden, ist dies konsistent mit den Resultaten des Tests in Abschnitt 6.1.2.

Da der `input_pool` somit im gesamten Testverlauf nicht annähernd die maximale Entropie beinhaltet, zeigt der Test, dass die Größe des `input_pools` für die gesammelte Entropie mindestens ausreichend ist.[26]

6.1.2 Zeitlicher Entropieverlauf

Während des laufenden Betriebs werden immer wieder Hardware-Ereignisse aufgefangen und zur Aktualisierung des `input_pool` verwendet.

Die geschätzte Entropie über einen Zeitverlauf in einem ruhigen System kann mit einem einfachen Skript überwacht werden, da die Entropieschätzung des `input_pools` über folgende Datei auslesbar ist:

`/proc/sys/kernel/random/entropy_avail`.

Dieser Diese Datei wird in diesem Test periodisch ausgelesen.

Um das normale Verhalten des LRNG so gut wie möglich zu beobachten, sollte der Test so wenig Hardware-Ereignisse wie möglich selbst generieren, als auch ohne Starten von neuen Programmen auskommen. Das wird hier durch folgende Maßnahmen sichergestellt:

- Ein Perl-Skript nutzt nur Perl-interne Funktionen.
- Das Skript greift erst nach Abschuss des Tests auf die Festplatte zu und erzeugt somit keine Blockgerät-Ereignisse während des Tests.
- Das Skript benötigt keine Benutzerinteraktion und erzeugt deshalb keine HID-Ereignisse.

Demzufolge verändert das Skipt die Entropie des LRNG nur durch folgende Operationen, die Blockgeräte-Ereignisse erzeugen:

- Laden der Skript-Datei von der Festplatte – dies erfolgt außerhalb des Testzeitraums.
- Laden von Perl von der Festplatte. (Das Skript ist eines der ersten Programme im System, damit liegt das Perl-Programm noch nicht im Blockgeräte-Zwischenspeicher).

Die Stichprobe basiert auf der Anzahl der Messungen der Entropieschätzung, wobei ein Abgreifen der Entropieschätzung nach einer bestimmten Zeit erfolgt. Es bestünde auch die Möglichkeit, die Messungen ausschließlich über einen gegebenen Zeitraum durchzuführen. Dieser Ansatz wurde aber verworfen, um eine bessere Vergleichbarkeit zu den vorangegangenen Tests zu ermöglichen.

6.1.2.1 Testdurchführung

Ausgehend von diesen Anfangsüberlegungen wurde folgender Test erstellt:

- Ein Perl-Skript entropy_estimator_time.pl wurde erstellt, in welchem die Stichproben-anzahl mit der Variable num_samplings angepasst werden kann. Dieses Skript erzeugt eine Liste mit den beobachteten Werten der Entropieschätzung.

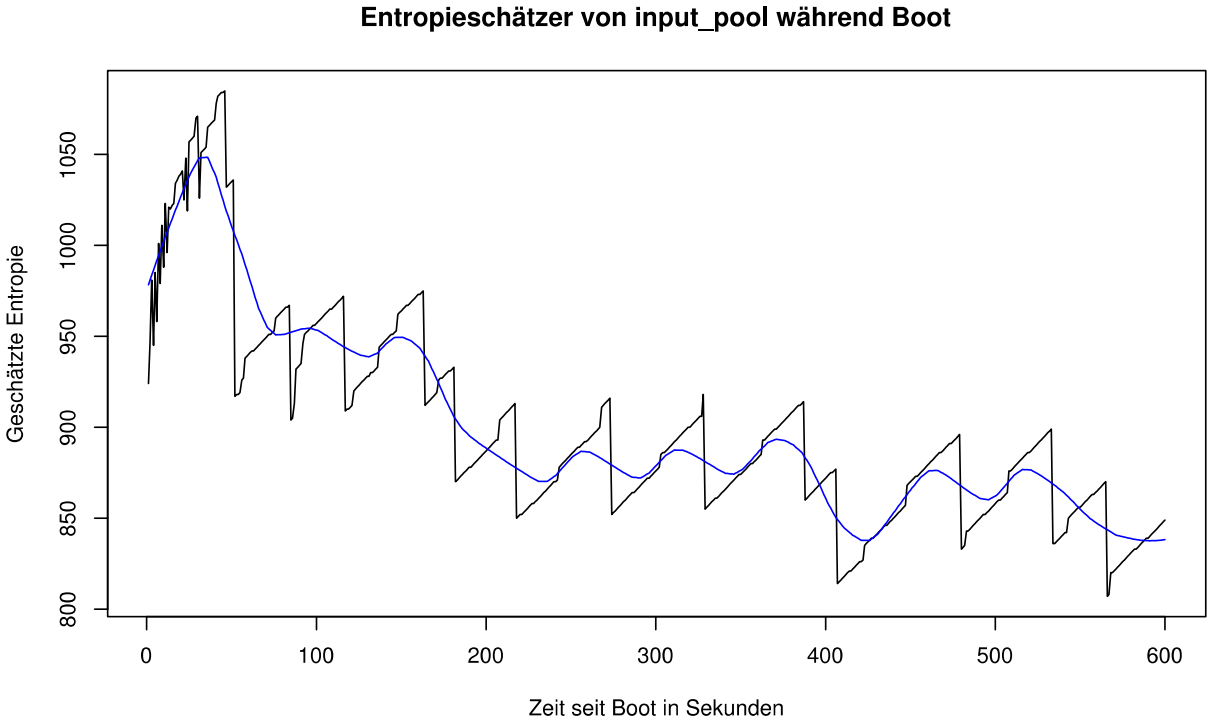
26 Das bedeutet jedoch nicht, dass im System auch genügend Entropie vorhanden ist.

- Das Bash-Skript wird mit dem Bash-Skript gendata.sh initialisiert. Dieses Skript installiert entropy_estimator_time.sh nach /sbin und entropy_estimator_time.conf als upstart-Job, damit der Test beim Starten durch /sbin/init ausgeführt wird.
- Das R-Project-Programm entropy_estimator_time.r erstellt die folgenden Graphiken aus der erzeugten Datenreihe.

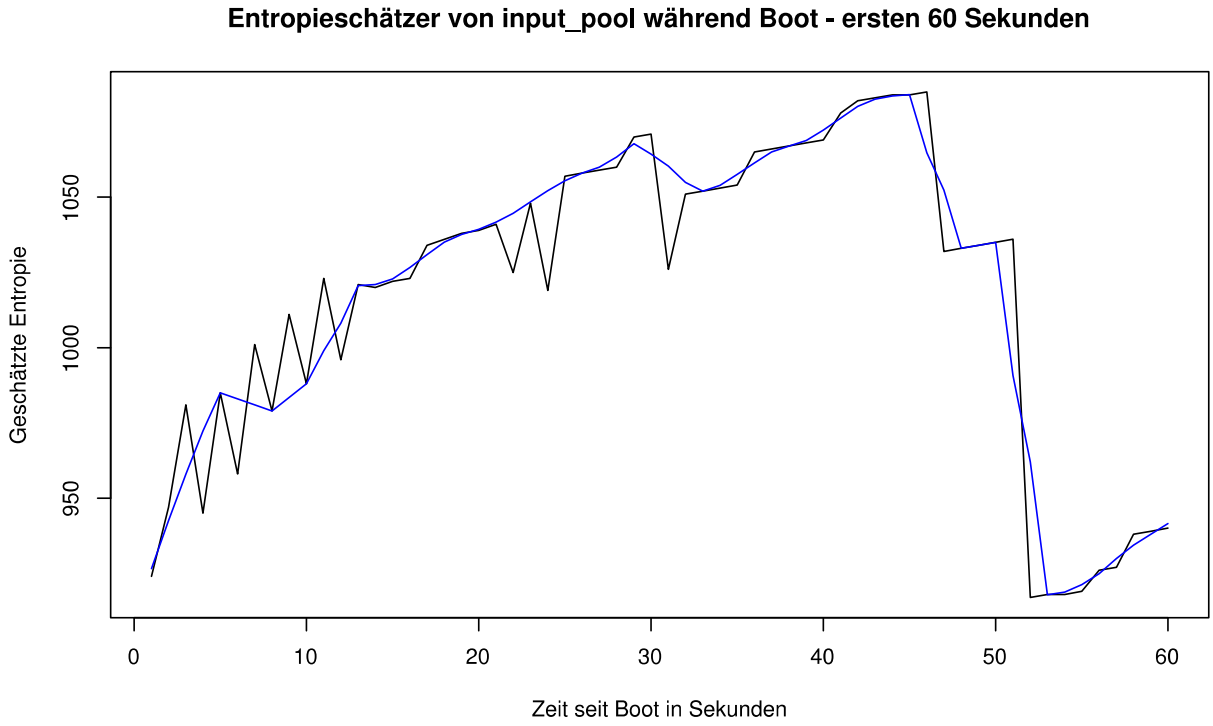
Als Stichprobenanzahl wurde $S=600$ gewählt, als Zeit zwischen den Auslesevorgängen 1 Sekunde.

6.1.2.2 Testresultate und Interpretation

Das folgende Diagramm veranschaulicht den auf unserem Testsystem gemessenen Verlauf der Entropieschätzung. Dabei beschreibt die schwarze Linie im den Verlauf der einzelnen Messwerte, die blaue Linie eine Glättung derselben Werte.



Aufgrund der starken Schwankung der Entropieschätzung während der Initialisierung des User-Space, sind die ersten 60 Sekunden vergrößert in folgendem Diagramm dargestellt.



Die Testresultate sind unerwartet. Den Erwartungen entsprechen würde ein Kurvenverlauf, der

- während des Bootvorgangs von 40 Sekunden stetig ansteigt, da viel Entropie durch Festplattenzugriffe generiert wird. Gegebenenfalls wären ein oder zwei sehr kleine Einbrüche festzustellen, wenn der OpenSSH-Daemon startet, der Entropie für seinen DRNG bezieht;
- nach dem Beenden des Bootvorgangs und beim normalen Betrieb weiter ansteigt. Nach Erreichen von Trickle-Threshold würde sich die Zunahme der Entropie stark abschwächen. Je nach Nutzung wären wieder kleine Einbrüche festzustellen, z.B. wenn der Nutzer Schlüssel oder Seeds, etwa beim Starten des OpenSSH Clients, beziehen will.

Die aufgezeichnete Kurve entspricht diesen Erwartungen in keiner Weise - auf Anstiege folgen starke Einbrüche, die sogar eine weitere Extraktion von Entropie aus dem `input_pool` unmöglich machen.

Um eine Erklärung für das unerwartete Verhalten des Entropie-Verlaufs zu finden, sind folgende Beobachtungen hilfreich:

- Der erste extreme Einbruch des Entropie-Verlaufs findet um Sekunde 50 der Betrachtung statt. Zu diesem Zeitpunkt werden sehr viele Prozesse aufgrund des Startens des graphischen Desktops in der Testumgebung initialisiert.
- Die Ausgabe von folgendem Shell-Code

```
while [ 1 ]
do
        cat /proc/sys/kernel/random/entropy_avail
        sleep 1
done
```

Quellcode 33: Auslesen der Entropieschätzung des input_pool

zeigt, dass die Entropieschätzung des input_pools alle 60 Sekunden abnimmt (gilt für Kern Versionen bis einschließlich 4.7, ab 4.8 mit dem Einsatz des ChaCha20-DRNG wird der ChaCha20-DRNG aller 5 Minuten neu geseedet. Damit gilt folgendes nur für Kern Versionen bis einschließlich 4.7: Diese Beobachtung resultiert in der folgenden Implementierung: der nonblocking_pool holt sich Daten vom input_pool, wenn folgende Bedingungen gleichzeitig vorliegen:

1. Die Entropie-Schätzung des nonblocking_pool zeigt an, dass unzureichend Entropie im nonblocking_pool vorliegt.
2. Der input_pool hat ausreichend Entropie.
3. Die letzte Datenübertragung war mindestens 60 Sekunden zuvor.

Dieses Intervall von 60 Sekunden ist sehr deutlich in der Messreihe über 600 Sekunden zu beobachten: die Einbrüche sind immer in 60 Sekunden Abständen. Des Weiteren fangen die Einbrüche erst an, wenn der User-Space gestartet wird.

Beide Beobachtungen legen die Vermutung nahe, dass beim Starten von Prozessen Entropie verbraucht wird. Die Resultate dieser Analyse hatten zur Folge, dass die Autoren den Test, welcher im Abschnitt 7.1 beschrieben ist, programmierten und zusammen mit dem Quellcode 33 ausführten.

Das Resultat ist, dass bei jedem `execve`-Systemaufruf die Funktion `create_elf_tables` aufgerufen wird, welche 16 Bytes mittels der Funktion `get_random_bytes`, welche mit dem nonblocking_pool (bis einschließlich Version 4.7) oder mit dem ChaCha20-DRNG (ab 4.8) verbunden ist, extrahiert. Diese 16 Bytes werden in einen wohldefinierten Speicherbereich des Prozesses kopiert. Nach Rücksprache mit Kernentwicklern werden folgende Gründe für diese Entropienutzung angeführt, wobei sich die Kernentwickler nicht vollkommen sicher waren:

- Address-Space-Layout-Randomization basiert auf dem zufälligen Aufbau des Prozess-Speicherbereichs, d.h. die geladenen Bibliotheken werden an zufällige Speicher-segmente geladen. Hierfür könnten diese 16 Bytes verwendet werden.

6.2 Analyse des Entropiemaßes für Ereignisse

6.2.1 Entropieschätzung des LRNG pro Hardware-Ereignis

Vor den eigentlichen Tests zur Analyse des Entropiemaßes für Ereignisse führen wir noch eine grundlegende Untersuchung durch.

Für jedes Hardware-Ereignis, das durch die Entropiesammelfunktionen aufgefangen wurde, berechnet der LRNG eine Schätzung der Entropie. In Abschnitt 2.5.3 haben wir gesehen, dass diese Entropie auf den Zeitvarianzen basiert. **In diesem Test wird für jede relevante Hardware-Klasse eine bestimmte Anzahl an Hardware-Ereignissen samt zugehöriger Entropieschätzung gemessen.** Im Hinblick auf die Qualität des LRNG ist eine konservative Entropieschätzung wünschenswert. Dafür müssten die folgenden Aussagen zutreffen:

- Es ist zu erwarten, dass niedrige Entropiewerte in erheblich größerem Umfang berechnet werden als hohe Werte.
- Es gibt eine sinnvolle obere Schranke für die Entropie pro Ereignis. Dies erfüllt der LRNG nach Abschnitt 2.5.3, wobei die maximale Entropie pro Ereignis 11 Bit beträgt.

Die hier durchgeführte separate Betrachtung pro Hardware-Klasse erlaubt Vergleiche, ob die Heuristik der Entropieschätzung des LRNG eine Hardware-Klasse bevorzugt.

6.2.1.1 Testdurchführung

Ausgehend von den Anfangsüberlegungen wurde folgender Test erstellt:

- Das SystemTap-Skript `entropy_per_event.stp`, in dem die Stichprobenanzahl mit der Variable `num_samplings` angepasst werden kann, speichert die Entropie pro Ereignis und Klasse. Dabei wird sichergestellt, dass die Stichprobenzahl für jede Hardware-Klasse erreicht wird.

- Das SystemTap-Skript wird mit dem Bash-Skript gendata.sh aufgerufen.
- Ein R-Project Analyseprogramm `entropy_per_event.r` erstellt die nachfolgenden Graphiken aus der mittels dem SystemTap-Skript erzeugten Datenreihe.

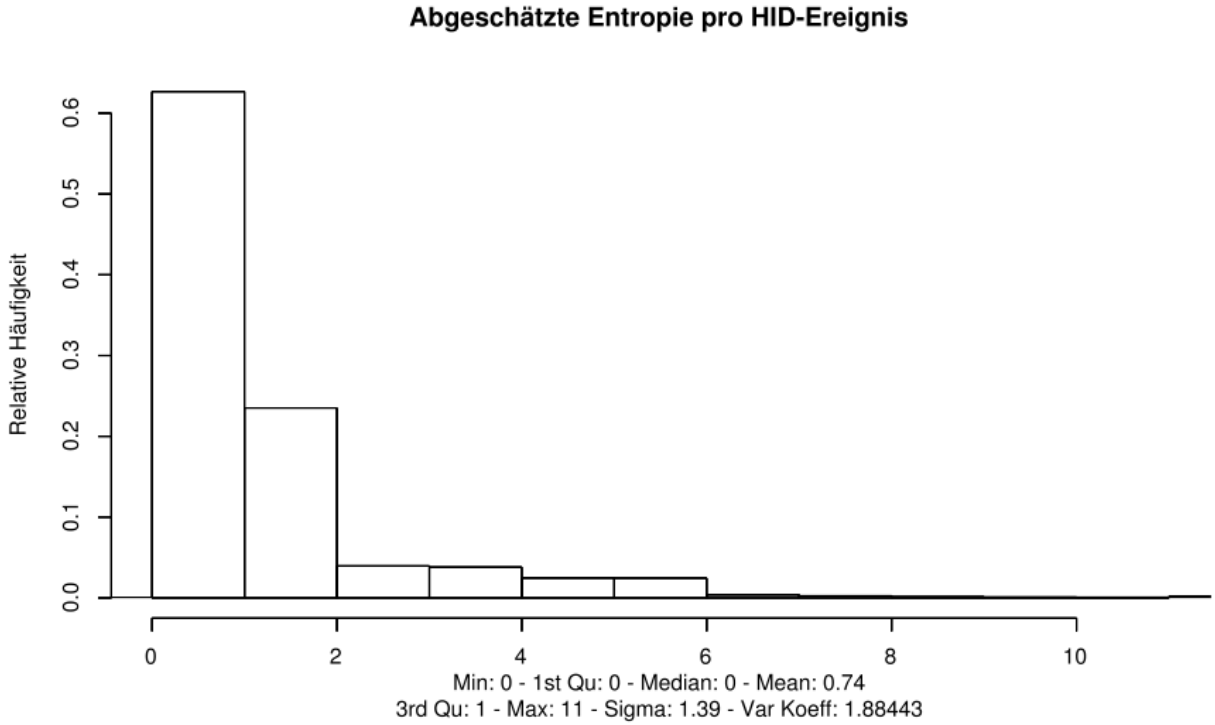
Der gewähle Stichprobenumfang beträgt für jede Hardware-Klasse $S = 100.000$.

6.2.1.2 Graphische Veranschaulichung der Testresultate und Interpretation

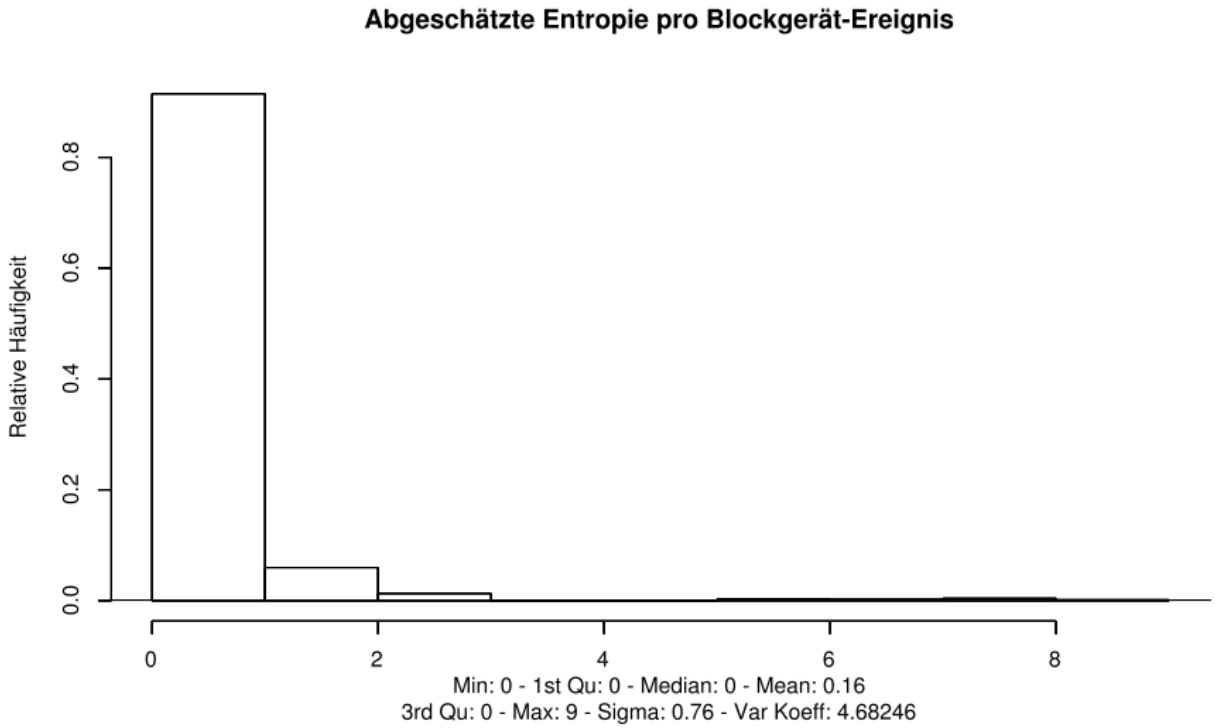
Wir bemerken zuerst, dass aufgrund der Anbindung des LRNG an die Interrupts, welche das Sammeln von Ereignissen auf wenige Gerätetreiber reduziert, keine Interrupt-Ereignisse vom LRNG aufgezeichnet werden konnten.

Für die Eingabegeräte (HID) erhält man folgendes Histogramm, das die Verteilung der geschätzten Entropie pro Ereignis aus der Klasse der Eingabegeräte, wobei

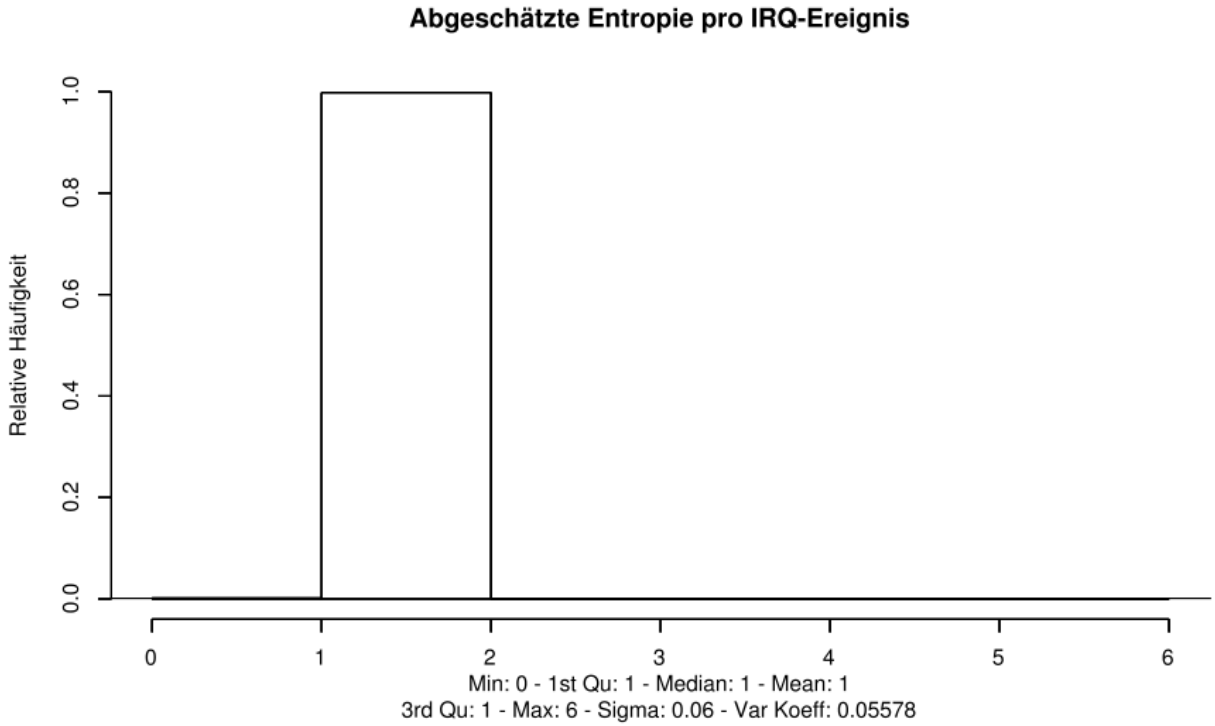
- die X-Achse die geschätzten Entropiewerte angibt
- und die Y-Achste die relative Häufigkeit des jeweiligen Entropiewerts zeigt.



Für die Blockgeräte erhält man das folgende, analog aufgebaute Histogramm:



Für die Interrupts erhält man das folgende, analog aufgebaute Histogramm:



Basierend auf der Implementation der Verarbeitung der Interrupt-Ereignisse darf die abgeschätzte Entropie nur den Wert 1 haben. Der Graph hingegen zeigt auch andere Entropiewerte als 1. Dies läst sich auf den in Anhang A.1.1 beschriebenen Messfehler zurückführen. Im Folgenden wird dieser Messfehler vernachlässigt.

Die Histogramme zeigen deutlich, dass für über 60% der HID-Ereignisse und über 80% der Blockgeräteereignisse die Entropieschätzung 0 Bit beträgt. Danach ist mit ca. 20% (HID) beziehungsweise ca. 10% (Blockgeräte) die Schätzung von 1 Bit am zweit-häufigsten. Somit scheint der LRNG die gewünschten Bedingungen zu erfüllen und dementsprechend konservativ bei der Abschätzung der Entropie pro Ereignis zu sein.

Eine genauere Betrachtung der Verarbeitung der Interrupts ist aufgrund folgender Eigenschaft wichtig: Die Ereignisse von den Eingabegeräten und Blockgeräten stammen alle von Operationen verschiedener Hardware-Geräte. Alle diese Hardware-Geräte erzeugen aber ein Interrupt für jede Operation. Der Interrupt signalisiert entweder, dass Daten vom Gerät abzuholen sind (falls eine Art „Lese-“Anfrage gestellt wurde) oder dass die Operation durchgeführt wurde (im Falle einer „Schreib-“Anfrage).

Demzufolge haben wir eine hohe Korrelation zwischen Interrupts und den Ereignissen bei Block- und Eingabegeräten.

Bei der Verarbeitung der Interrupts wird jeder Interrupt in den `fast_pool` der CPU eingemischt, die den Interrupt verarbeitet. Es wird **nicht** der `input_pool` verändert! Erst wenn in dem betrachteten `fast_pool` 1024 (oder ein vielfaches davon) Interrupts eingemischt wurden, werden die vier u32 Wörter des `fast_pool` in den `input_pool` eingemischt.

Des Weiteren ist zu beachten, dass ein Interrupt mit Schieberegister-Verhalten in den `fast_pool` eingemischt wird – es werden keine bereits vorhandenen Daten überschrieben.

Mit diesen beiden Implementierungsdetails, wird damit nach Ansicht der Autoren die genannte Korrelation soweit gebrochen, dass die Zuweisung von 1 Bit Entropie pro Einmischen eines `fast_pools` in den `input_pool` als konservativ angesehen werden kann.

6.2.2 Übersicht: Analyse des Entropiemaßes

In den folgenden Abschnitten betrachten wir die folgenden zwei Fälle:

- Entropieerzeugung ausschließlich aufgrund von Aktivität der Blockgeräte.
- Entropieerzeugung ausschließlich aufgrund von Eingabegeräteaktivität.

Die Hardware-Klasse der Interrupts wird hier nicht betrachtet, da sie in allen anderen Messungen keine Werte geliefert hat.

Die Testdaten wurden erzeugt, indem im Quellcode ausschließlich die zu betrachtende Klasse von Ereignissen selektiert wurde. Die verwendeten SystemTap-Skripte zeichnen nur die Ereignisse der jeweiligen Klasse auf.

Für jede Hardware-Klasse werden die drei Komponenten des Ereignisses, die zusammen dem input_pool hinzugefügt werden, einzeln und in separaten Messungen aufgezeichnet. Diese drei Komponenten, die ausführlich in Abschnitt 2.5.1 beschrieben wurden, sind:

- Ereigniswert, der das Hardware-Ereignis definiert – Analyse siehe Abschnitt 6.2.3
- Prozessorzyklen – Analyse siehe Abschnitt 6.2.4
- Jiffies – Analyse siehe Abschnitt 6.2.5

Dieser Abschnitt beschäftigt sich mit der Entropiebetrachtung für die Ereignistypen, wobei die empirische Häufigkeitsverteilung für die Ereignistypen analysiert wird.

Die Wahrscheinlichkeit des Auftretens eines Ereignistyps ist gegeben durch

$$p = \frac{E}{N} \quad ,$$

wobei E die Anzahl der Ausprägungen eines Ereigniswerts ist und N die Anzahl aller aufgetretenen Ereignisse bezeichnet.

Aus der empirischen Häufigkeitsverteilung wird durch

$$H_{min} = -lg(p_{max})$$

die minimale Entropie (oder untere Entropieschranke) berechnet, wobei p_{max} die maximal aufgetretene Wahrscheinlichkeit für einen Ereigniswert ist und lg der Logarithmus zur Basis 2.

Ferner geben wir einen Wert für die Shannon-Entropie auf Basis dieser empirischen Daten an, der sich berechnet als

$$H = -\sum_{i=1}^{N} p_i * lg(p_i) \quad ,$$

wobei p_i die Wahrscheinlichkeit für das Auftreten eines Einzelereigniswerts ist und N die Anzahl aller empirisch aufgetretenen Ereignisse bezeichnet.

6.2.3 Häufigkeitsverteilung und Entropie der Ereigniswerte

Die Häufigkeitsverteilung und die Entropie der Ereigniswerte pro Hardware-Klasse wird mittels diesem Test analysiert.

6.2.3.1 Testdurchführung

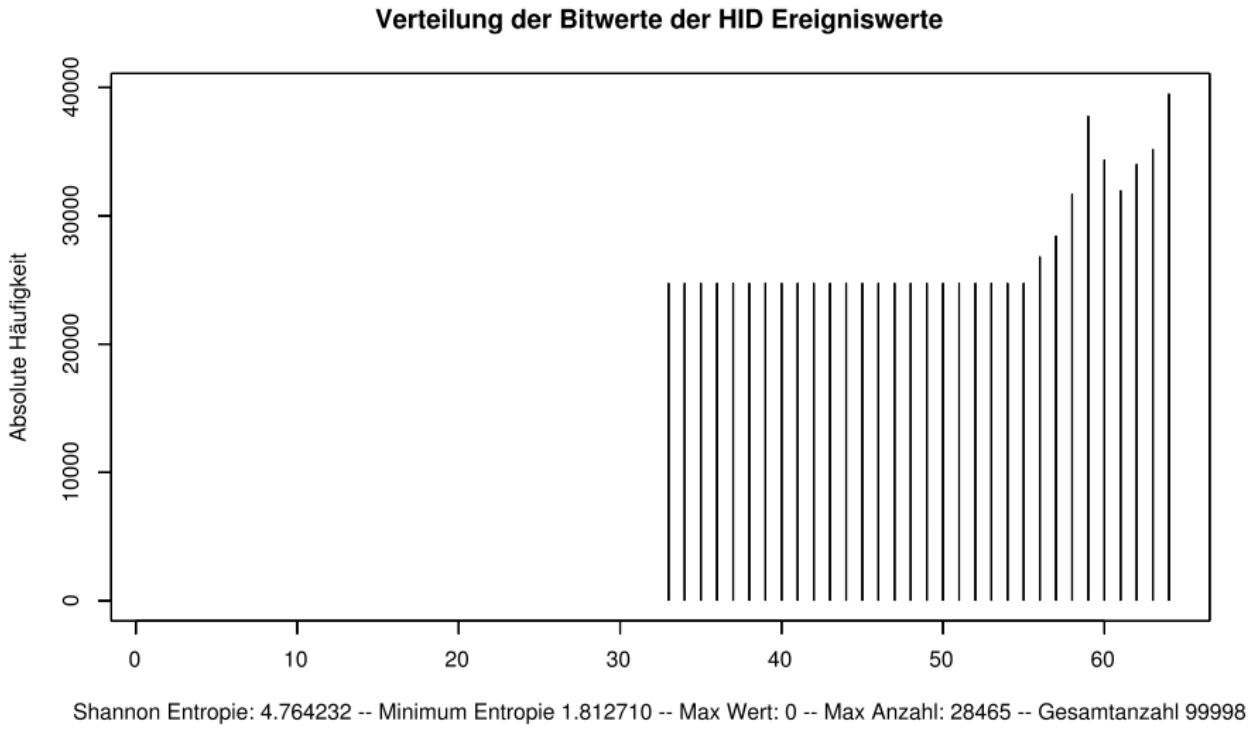
Ausgehend von diesen Anfangsüberlegungen wurden folgende Tests für die Hardware-Klassen für Eingabegeräte und Blockgeräteaktivität definiert:

- Die SystemTap-Skripte raw_entropy_hid.stp, raw_entropy_disk.stp und raw_entropy_irq.stp zeichnen die Ereigniswerte für die jeweilige Klasse auf. Dabei werden sowohl die Ereigniswerte aufgezeichnet. Aus diesen Daten wird mittels dem R-Project Programm die Anzahl der gesetzten Bits für jeden Ereigniswert bestimmt. Diese Ergebnisse erlauben die graphische Darstellung der Häufigkeitsverteilung der auftretenden Bits und eine Entropieabschätzung über die gewonnen Ereigniswerte durchzuführen. Die Stichprobengröße wird mit der Variable num_samplings in den SystemTap-Skripten festgelegt.
- Die SystemTap-Skripte werden mit dem Bash-Skript gendata.sh initialisiert.
- Die R-Project-Programme raw_entropy_hid.r, raw_entropy_hid.r und raw_entropy_irq.r erstellen die folgenden Graphiken aus den erzeugten Datenreihen.

6.2.3.2 Testresultate für Eingabegeräte

Die gesetzte Stichprobenanzahl ist: $S = 100.000$

Für die Entropieerzeugung ausschließlich aufgrund von Eingabegeräteaktivität erhalten wir die verschiedenen Ereignisse, die in der Datei raw_entropy_hid-event-histtable.txt zu finden sind. Dabei zeigt die Tabelle den Ereigniswert und die Wahrscheinlichkeit des Eintretens auf. Die Häufigkeitsverteilung der Summen pro Bitpositionen der Ereigniswerte der Eingabegeräte lässt sich mittels folgender Graphik darstellen.



Des Weiteren sind in dem Histogramm folgende Werte bezogen auf die Ereigniswerte dargestellt:

- Shannon-Entropie der Ereigniswerte
- Untere Entropieschranke
- Ereigniswert, welcher am häufigsten auftritt und damit die untere Entropieschranke bestimmt
- Anzahl des am häufigsten auftretenden Ereigniswerts
- Gesamtzahl der Ereigniswerte

6.2.3.3 Testresultate für Blockgeräte

Die gesetzte Stichprobenanzahl ist: $S = 100.000$

Für die Entropieerzeugung ausschließlich aufgrund von Blockgeräteaktivität erhalten wir auf unserer Testmaschine nur einen einzigen Ereigniswert, nämlich 0x00800100 (8388864). Die Berechnung einer Verteilung erübrigt sich damit.

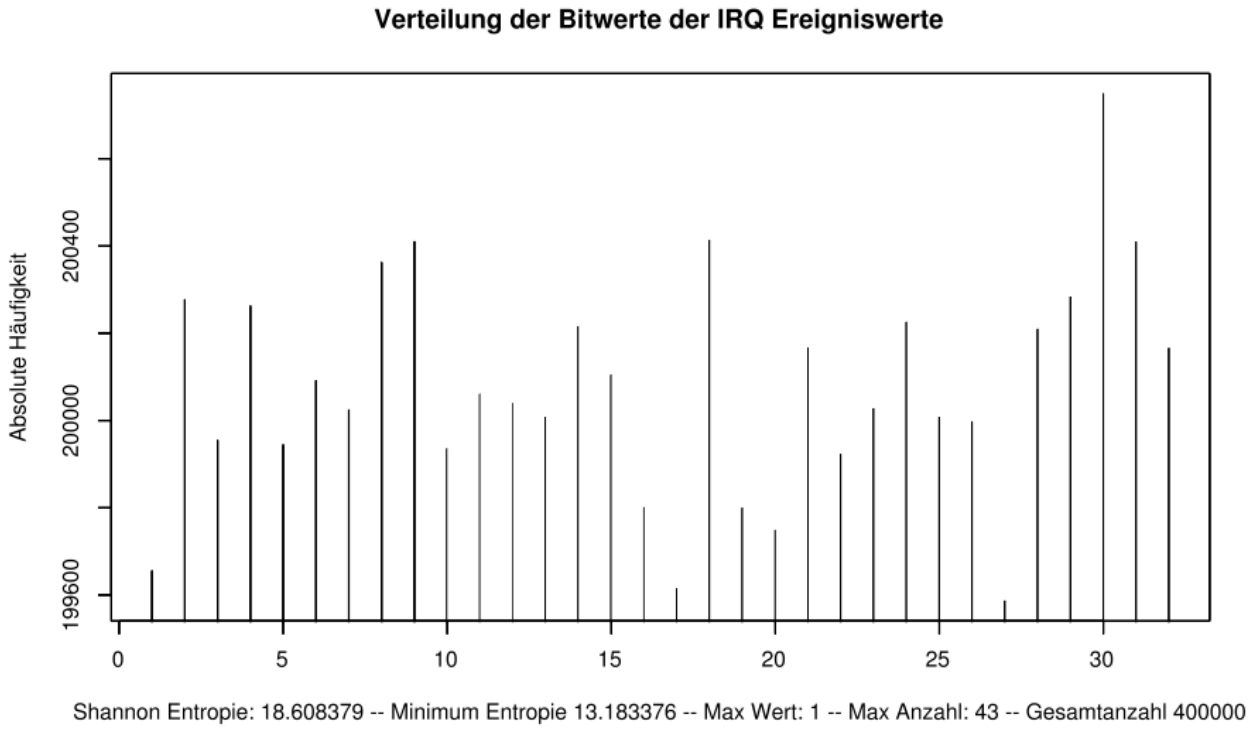
6.2.3.4 Testresultate für Interrupts

Die gesetzte Stichprobenanzahl ist: $S = 100.000$

Die Tests analysieren den Einfluss von Interrupts auf den `input_pool`. Entsprechend dem Design ist klar, dass für jedes Einmischen von Interrupt-Daten in den `input_pool` die vier u32 Wörter des `fast_pools` verwendet werden. Da die vier Wörter des fast_pools mittels dem Schieberegister-Verhalten und XOR verändert werden, ist zu erwarten, dass kein beobachteter Wert eines Wortes des `fast_pools` zweimal auftritt. Die Datei raw_entropy_irq-event-histtable.txt zeigt dies eindrucksvoll[27].

Die Häufigkeitsverteilung der Summen pro Bitpositionen der einzelnen Wörter des `fast_pools` lässt sich mittels folgender Graphik darstellen.

27 Der erste Wert in raw_entropy_irq-event-histtable.txt enthält die 43 Messfehler (0.0001075 / 0.0000025), die auch schon in dem Histogramm in Abschnitt 6.2.1.2 angesprochen wurden. Diese Fehler werden im Folgenden vernachlässigt.



Zu beachten ist, dass der Wert „Gesamtzahl“ in der obigen Graphik sich zusammensetzt aus der Stichprobengröße multipliziert mit vier für die vier Wörter des `fast_pools`.

6.2.3.5 Interpretation der Ergebnisse

Die Interpretation der Ergebnisse muss separat für die Hardware-Quellen erfolgen:

- Eingabegeräte: Die Anzahl der aufgezeichneten Ereigniswerte ist relativ gering. Demzufolge ist die theoretische Shannon-Entropie und die untere Schranke der Entropie relativ gering.

  Die Ereigniswerte der Eingabegeräte basieren auf folgenden Konzepten:

  - Bei Tastaturen hat sowohl das Drücken, also auch das Loslassen jeder Taste[28] einen eigenen Ereigniswert. Dieser Wert ändert sich nicht, da er fest codiert ist. Demzufolge gibt es nur einige hundert verschiedene Ereigniswerte für Tastaturen.
  - Bei Mäusen und ähnlichen Zeigegeräten werden die verschiedenen Bewegungsrichtungen des Gerätes als Ereigniswerte verarbeitet. Abhängig vom Zeigegerät kann es verschiedene Bewegungsrichtungen geben – d.h. es werden häufig beliebige Richtunsgvektoren der zweidimensionalen Ebene aufgezeichnet. Dennoch sind auch hier wie bei Tastaturen nur eine geringe Zahl von unterschiedlichen Ereigniswerten vorhanden, welche wohl-bekannt sind.

  Demzufolge kann für die praktische, qualitative Betrachtung der Ereigniswerte der Eingabegeräte geschlussfolgert werden, dass wenig Entropie in den Ereigniswerten enthalten ist.

  Zu beachten ist auch folgende, gegebenenfalls irreführende Information in dem oben stehenden Graphen: Die Bits 32 bis 55 scheinen gleichverteilt zu sein. Dies liegt aber ausschließlich daran, dass die Ereigniswerte für Mäuse sehr knapp unterhalb von 2^{32} liegen. Die anderen Ereigniswerte sind hingegen unterhalb von 1000. Demzufolge sind die Bits 32 bis 55 immer für jedes Ereignis einer Maus gesetzt. Damit enthält die gezeigte Gleichverteilung aber kaum reale Entropie.

28 Das Drücken einer Taste mit einer der verschiedenen Umschalttasten (Shift, Strg, Alt, AltGr, ...) wird für den Ereigniswert als eine separate Taste interpretiert.

- Blockgeräte: Es ist nur ein Ereigniswert für alle beobachteten Festplatten-Ereignisse aufgezeichnet worden. Dies ist darauf zurückzuführen, dass das Testsystem nur eine Festplatte enthält. Demzufolge zeigt die Verteilung der Bitwerte der Ereigniswerte also nur einen statischen Wert an. Entsprechend sind die theoretisch vorhandene Shannon-Entropie und die untere Schranke der Entropie fast Null.

  Der Ereigniswert besteht aus der kerninternen Gerätenummer, die um einem konstanten Wert erhöht wird. Diese Gerätenummer ist fest in den Kern codiert, da aus dieser Nummer die Major- und Minor-Gerätenummern erzeugt werden[29]. Wenn man bedenkt, dass der Ereigniswert der Blockgeräte relativ einfach vorhersagbar ist, ist die tatsächliche Entropie ebenfalls als Null bei einer Festplatte und bei fast Null bei mehreren Festplatten anzusehen.

- Interrupts: Die Wörter der `fast_pools` hingegen enthalten für sich betrachtet sehr viel Entropie. Alleine die berechnete Shannon-Entropie ist im Vergleich zu den anderen Ereigniswerten sehr hoch. Wenn man nun diese theoretische Entropie mit der in Abschnitt 6.2.1.2 diskutierte Korrelationsproblematik kombiniert, kann man folgendes feststellen: In Abschnitt 6.2.1.2 wurde beschrieben, dass die Korrelation bereits durch die Implementierung stark reduziert wurde. Die heuristische Entropie pro Einmischen der Interrupt-Daten in den `input_pool` ist genau 1 Bit – weniger als ein 13tel der theoretischen Shannon-Entropie. Demzufolge ist die heuristische Entropie als sehr konservativ anzusehen.

Schlussendlich kann für die Ereigniswerte folgende Aussage getroffen werden:

Die Ereigniswerte der Block- und Eingabegeräte liefern so gut wie keine theoretische Entropie für den LRNG. Die Ereigniswerte aus den `fast_pools` für die Interrupts hingegen liefern viel theoretische Entropie, welche aber unter dem Hintergrund der Korrelationsproblematik zu interpretieren ist.

Diese Aussage gilt sowohl bei der Betrachtung der theoretischen Entropie, als auch bei der praktischen Vorhersagbarkeit der Ereigniswerte.

6.2.4 Häufigkeitsverteilung und Entropie der Prozessorzyklen

Dieser Abschnitt betrachtet ausschließlich die Verteilung der Prozessorzyklen, wobei jede Hardware-Klasse in einem eigenen Unterabschnitte behandelt wird. Die angewandte Methodik ist dabei in allen Unterabschnitten identisch und wird hier vorgestellt.

Der erste Test ist eine empirische Analyse der Verteilung der einzelnen Bits in den Prozessorzyklen. Die Ergebnisse werden in Form einer Tabelle dargestellt.

Die nachfolgende Analyse beschäftigt sich ausschließlich mit der Differenz von direkt aufeinander folgenden Prozessorzyklen. Aufgrund der Auflösung des Zeitgebers (die Jiffies haben eine Auflösung von 4 ms), ist es teilweise schwierig, gute Aussagen über die Verteilung zu tätigen, wenn man die Differenzen (=Deltas) als 64 Bit-Werte betrachtet. Aus diesem Grund wurden zusätzliche Graphen erstellt, die ausschließlich die niederwertigen Bits betrachten.

Im Anschluss daran findet die Entropieabschätzung bezogen auf die betrachteten niederwertigen Bits statt. Hierzu erfolgt eine graphische Analyse der aufgetretenen Differenzen von Prozessorzyklen, aus der die zeitliche Verteilung der Differenzen von Prozessorzyklen abzulesen ist und ob in der zeitlichen Verteilung Änderungen in der Verteilung zu vermuten sind.

Eine weitere Grafik zeigt die absteigend nach Größe sortierten Differenzen von direkt aufeinander folgenden Prozessorzyklen. Aus dieser Grafik sind Wertebereiche von häufig aufgetretenen Differenzen von direkt aufeinander folgenden Prozessorzyklen abzulesen.

Danach folgt noch ein Histogramm der Differenzen von direkt aufeinander folgenden Prozessorzyklen.

Neben der in Abschnitt 6.2 vorgestellten Formel wird unter der Annahme, dass die einzelnen Bits stochastisch unabhängig sind, durch

29 Der User-Space – vor allem der UDEV-Prozess – muss diese Major- und Minor-Nummern genau kennen, um die Gerätedateien zu erzeugen. Damit folgt die Erstellung dieser Nummern fest vorgegebenen und wohlbekannten Schemas. Demzufolge folgt auch die Erstellung der kerninterne Gerätenummer diesem Schema.

$$H_{max} = -\sum_{i=1}^{32} \left(p_{0i} * \log_2(p_{0i}) + p_{1i} * \log_2(p_{1i}) \right)$$

eine obere Schranke für die Shannon-Entropie berechnet, wobei p_{0i} die Wahrscheinlichkeit dafür ist, dass das i-te Bit nicht gesetzt ist und p_{1i} die zugehörige Gegenwahrscheinlichkeit.

6.2.4.1 Testdurchführung

Ausgehend von diesen Anfangsüberlegungen wurden folgende Tests für die Hardware-Klassen für Eingabegeräte und Blockgeräteaktivität definiert:

- Die SystemTap-Skripte raw_entropy_hid.stp und raw_entropy_disk.stp zeichnen die Ereigniswerte für die jeweilige Klasse auf. Dabei werden die 64 Bit-Werte der Prozessorzyklen aufgezeichnet. Diese Ergebnisse erlauben die graphische Darstellung einer Häufigkeitsverteilung der auftretenden Prozessorzyklen und deren Varianzen und eine Entropieabschätzung über die gewonnen Ereigniswerte durchzuführen. Die Stichprobengröße wird mit der Variable num_samplings in den SystemTap-Skripten festgelegt.
- Die SystemTap-Skripte werden mit dem Bash-Skript gendata.sh initialisiert.
- Die R-Project-Programme raw_entropy_hid.r und raw_entropy_disk.r erstellen die nachfolgenden Graphiken aus den erzeugten Datenreihen. Dabei kann die Analyse auf die niederwertigen Bits mittels Setzen der Variable significantbits in den R-Project-Programmen auf einen beliebigen Wert zwischen 1 und 63 erfolgen.

Die Interrupts wurden nicht getestet, da die Prozessorzyklen bereits in den Wörtern des `fast_pools` berücksichtigt sind. Beim Einmischen der Zustände der `fast_pools` in den `input_pool` werden keine Prozessorzyklen mehr berücksichtigt. Demzufolge umfasst der Test in Abschnitt 6.2.3.4 bereits die Prozessorzyklen.

6.2.4.2 Testresultate für Eingabegeräte

Die gesetzte Stichprobenanzahl ist:

$$S = 100.000$$

6.2.4.2.1 Verteilung der Bits der Prozessorzyklen

In der neuen Untersuchung des Linux-Kerns der Version 4.0 mit USB Maus und USB Tastatur werden keine HID Ereignisse aufgezeichnet. Damit muss diese Rauschquelle beim LRNG als ausgefallen angesehen werden. Eine Diskussion mit den Kernel-Entwicklern läuft.

Die empirische Analyse der Verteilung der einzelnen Bits in den Prozessorzyklen ist in folgender Tabelle dargestellt. Dabei können folgende Informationen aus der Tabelle gelesen werden:

- Die linke Spalte spezifiziert das diskutierte Bit beginnend mit dem signifikantesten (d.h. dem linken Bit) in absteigender Reihenfolge.
- Die rechte Spalte listet die Wahrscheinlichkeit p_{1i} eines gesetzten Bitwertes auf.
- Auf Basis der rechten Spalte, kann man mittels $1 - p_{1i} = p_{0i}$ die Gegenwahrscheinlichkeit berechnen.

Diese Tabelle basiert auf den Daten in der Datei raw_entropy_hid_cycles-histtable-64.txt.

Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit	Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit
1	0	33	0.492769855397108
2	0	34	0.50995019900398

Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit	Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit
3	0	35	0.503090061801236
4	0	36	0.49919998399968
5	0	37	0.500280005600112
6	0	38	0.502370047400948
7	0	39	0.502920058401168
8	0	40	0.503370067401348
9	0	41	0.498979979599592
10	0	42	0.500660013200264
11	0	43	0.50060001200024
12	0	44	0.500520010400208
13	0	45	0.506670133402668
14	0	46	0.497469949398988
15	0	47	0.5035000700014
16	0	48	0.500260005200104
17	0	49	0.50190003800076
18	0	50	0.500090001800036
19	0	51	0.499529990599812
20	0	52	0.501370027400548
21	0	53	0.499359987199744
22	0	54	0.501630032600652
23	0	55	0.496979939598792
24	0	56	0.501530030600612
25	0	57	0.49859997199944
26	0	58	0.499089981799636
27	0	59	0.49784995699914
28	0	60	0.498819976399528
29	0	61	0.497239944798896
30	0	62	0.500360007200144
31	0	63	0.518020360407208
32	0	64	0.457269145382908

Wie in der Tabelle zu sehen ist, werden nur die unteren 32 Bits verändert. Die Erklärung dafür ist die Verwendung einer 32 Bit unsigned Integer-Variable für die Prozessorzyklen, wie in Abschnitt 5.4.1.1 erläutert. Da alle 32 Bits in etwa gleichverteilt sind, umfasste der Testzeitraum mindestens

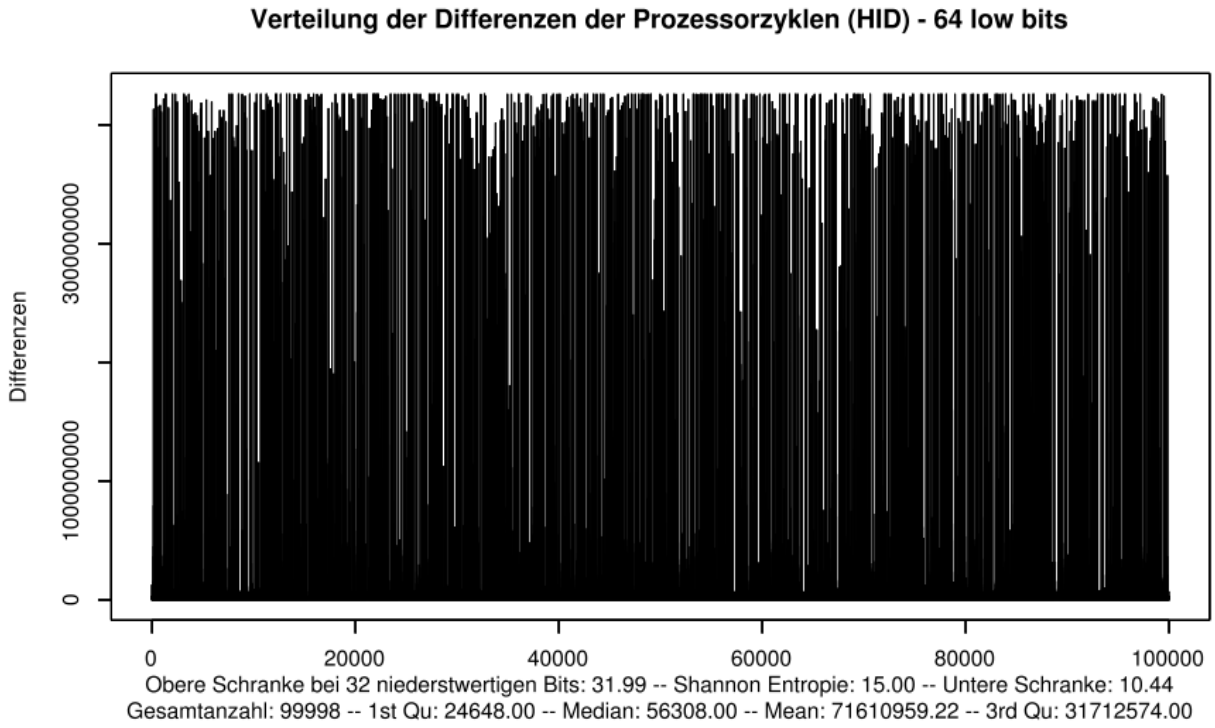
$$2^{32} ns \approx 4{,}3 sec$$

Der Testdurchlauf dauerte ca. 3 Stunden.

6.2.4.2.2 Differenzen der Prozessorzyklen

In einem weiteren Test werden die Differenzen der Prozessorzyklen bei direkt aufeinander folgenden Ereignissen untersucht. Der folgende Plot stellt diese Differenzen mit 64 Bit dar –

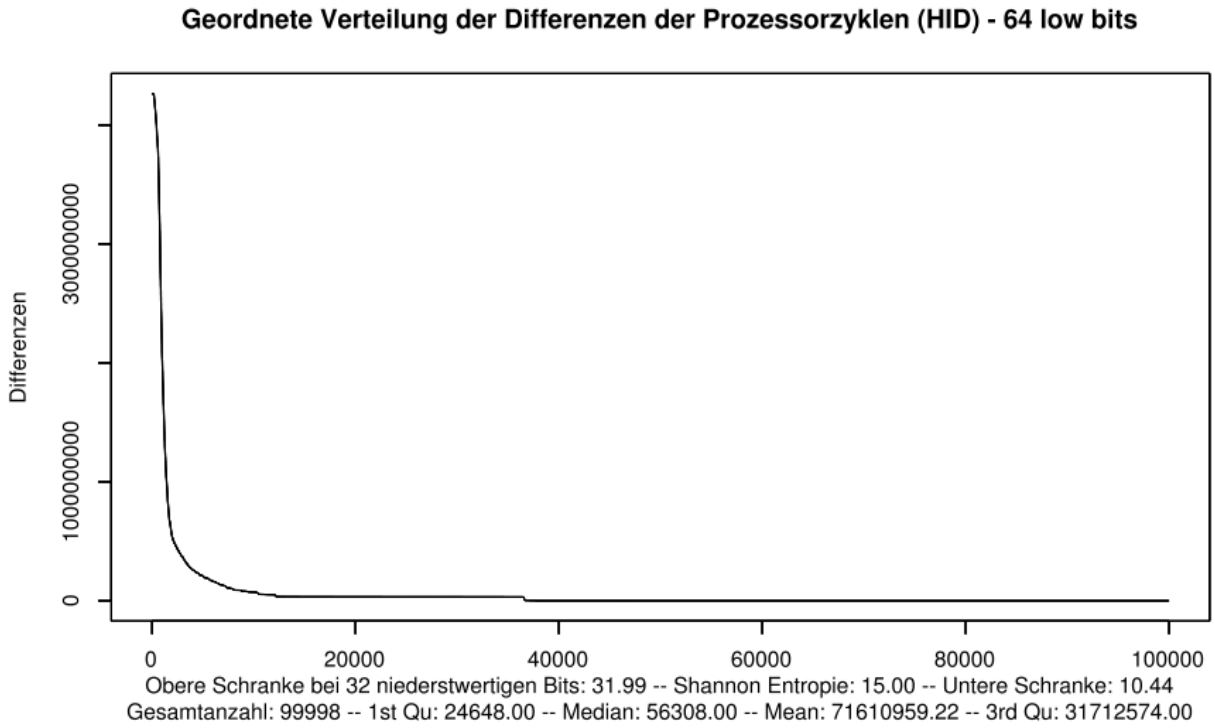
es ist dabei ausgehend von der oben stehenden Tabelle klar, dass auch die Differenzen niemals größer als 32 Bit werden können.



Der Plot enthält zusätzlich folgende empirische Informationen bezüglich der Stichprobe der Prozessorzyklen:

- Obere Schranke der Entropie
- Shannon Entropie
- Untere Schranke der Entropie
- Gesamtzahl der betrachteten Ereignisse (jede Abweichung von der Stichprobengröße zeigt wiederum auf die in Anhang A.1.1 erläuterte Messungenauigkeit).

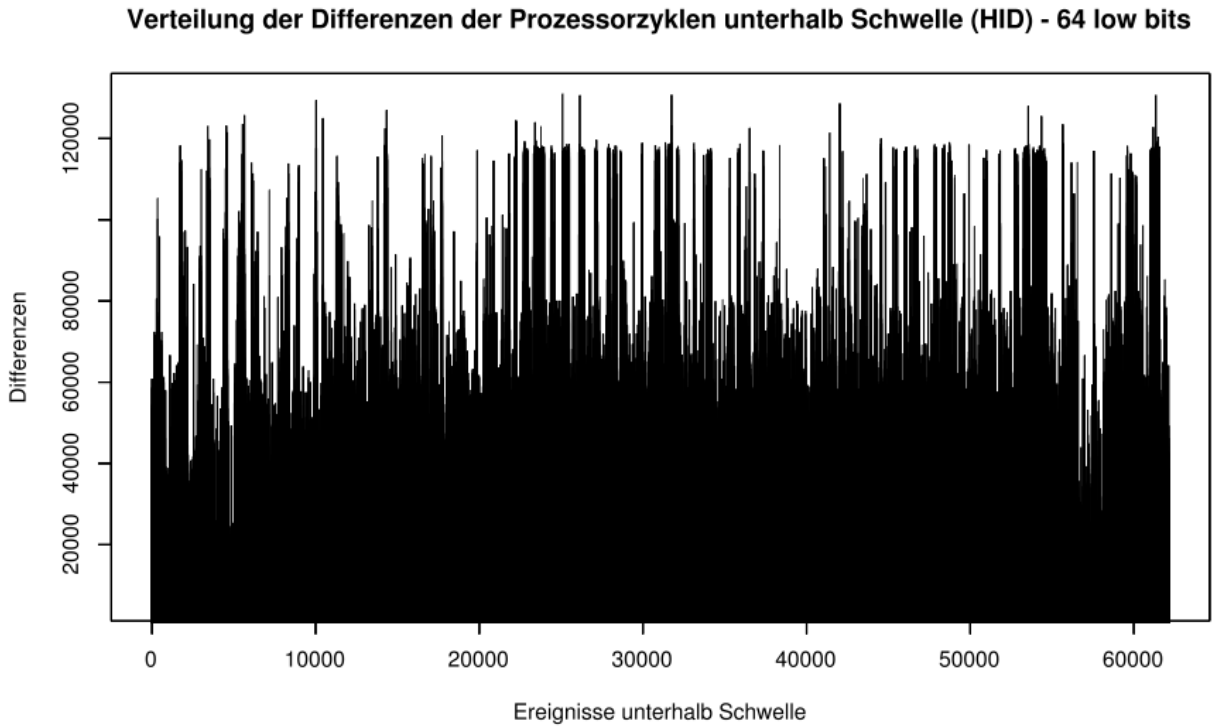
Folgende Abbildung zeigt die sortierten Differenzen der Prozessorzyklen. Zusätzlich sind nochmals die gleichen Werte wie in der vorangegangenen Abbildung aufgelistet.

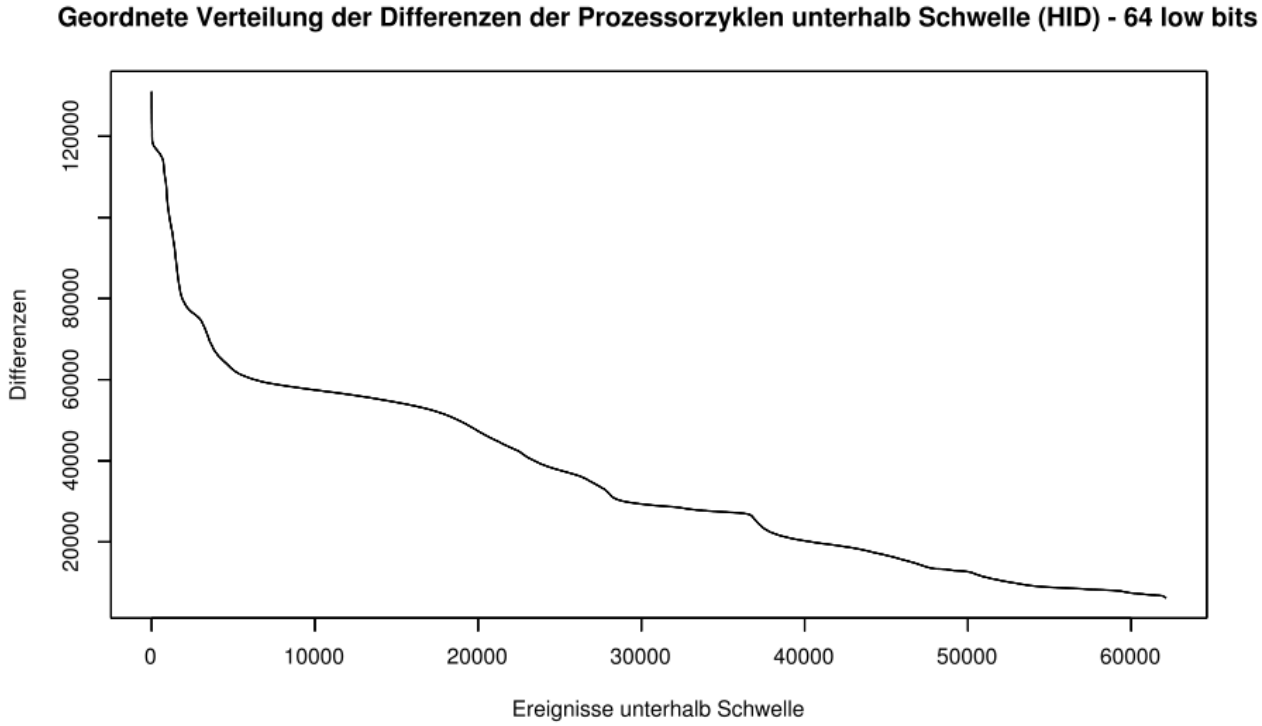


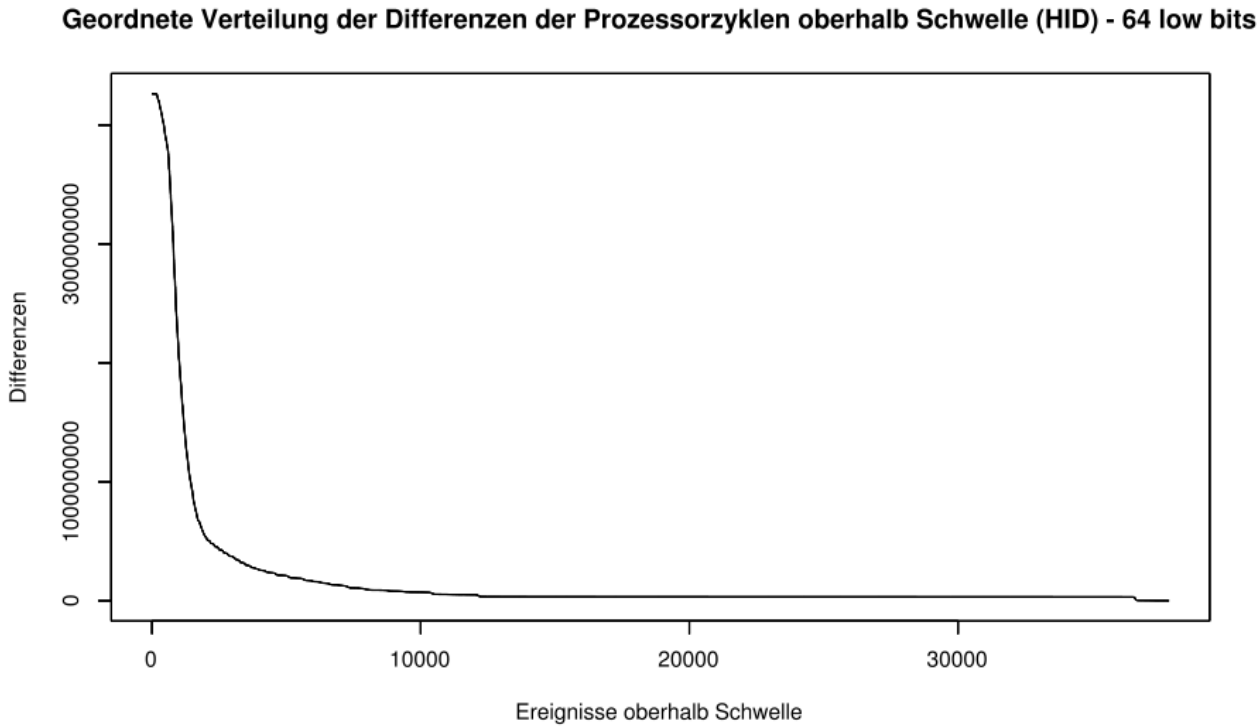
Dieser „Hockey-Stick“ läßt sich erklären, wenn man die Differenzen der Prozessorzyklen genauer betrachtet: jeder Tastendruck und jedes Loslassen einer Taste erzeugt 3 Ereignisse, die in den `input_pool` eingefügt werden. Dabei hat das erste Ereignis einen viel höheren Wert für die Differenz zum vorhergehenden Ereignis, als die 2 nachfolgenden Ereignisse, da diese noch im Code-Pfad zur Abarbeitung der Bedienung einer Taste liegen und damit nicht direkt vom Benutzer beeinflußbar sind. Folgende Tabelle stellt exemplarisch dieses Zusammenspiel dar:

Differenzen von aufeinander-folgenden Prozessorzyklen:
31438098
38799
20898
31133889
46008
19939
31666410
43781
21060

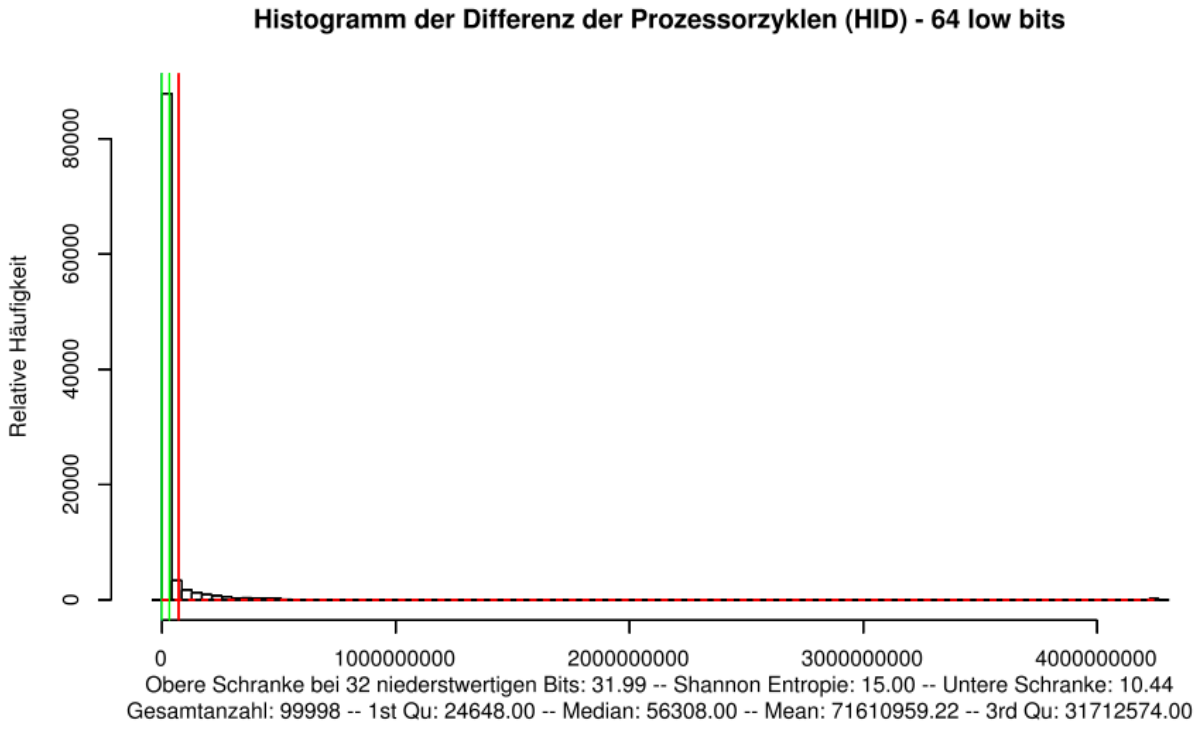
Die kleineren Differenzen sind immer unter der Schwelle von 2^{17}. Demzufolge wird der Graph mit den Prozessorzyklen im Folgenden nochmal dargestellt, aber diesmal separat für die Daten über und unter der Schwelle.


Verteilung der Differenzen der Prozessorzyklen unterhalb Schwelle (HID) - 64 low bits
Differenzen
20000
40000
60000
80000
120000
0
10000
20000
30000
40000
50000
60000
Ereignisse unterhalb Schwelle


Geordnete Verteilung der Differenzen der Prozessorzyklen unterhalb Schwelle (HID) - 64 low bits
Differenzen
20000
40000
60000
80000
120000
0
10000
20000
30000
40000
50000
60000
Ereignisse unterhalb Schwelle



Die nächste Abbildung zeigt das Histogramm der empirischen Verteilung der Differenz von Prozessorzyklen. Wiederum sind die gleichen Werte wie in der vorangegangenen Abbildung aufgelistet.

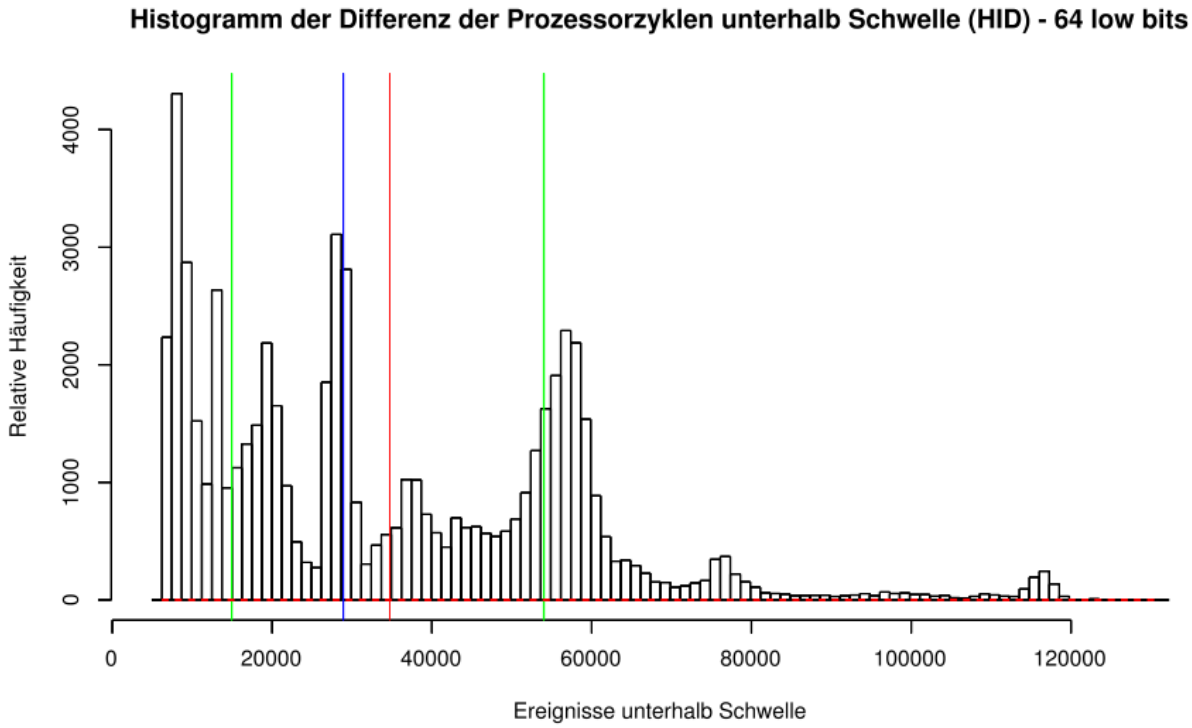


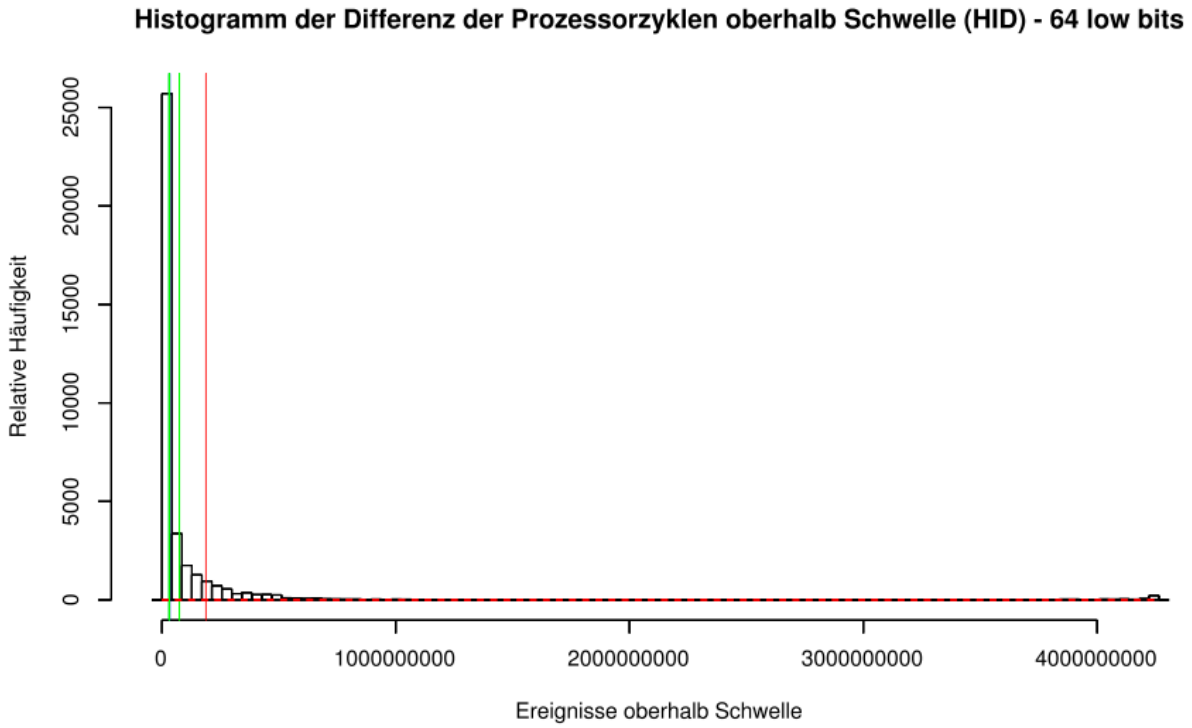
Das Histogramm enthält folgende Visualisierungen:

- Die Quartile sind mit grünen Linien markiert.
- Der Mittelwert ist mit einer roten Linie markiert.

- Der Medianwert ist mit einer blauen Linie markiert.

Ebenfalls wird das gleiche Histogramm mit den Werten über und unter der Schwelle dargestellt.





6.2.4.2.3 Interpretation der Ergebnisse

Die Prozessorzyklen werden mit einer Variable aufgezeichnet, die

$$2^{32} ns = \frac{2^{32}}{10^9} sec \approx \frac{2^{32}}{2^{30}} sec = 2^2 sec$$

umfaßt Aufgrund der Größe der Variable werden alle Bits abhängig vom Beobachtungszeitraum häufig verändert.

Da die Zeitvarianzen zwischen zwei Ereignissen häufiger über der maximalen Größe der Variable liegen[30], werden auch die höherwertigen Bits der Zeitvarianzen entsprechend häufiger verändert.

Folgende Aussagen können getroffen werden:

- Die Verteilung der Differenzen der Prozessorzyklen ist relativ gleichförmig und zeigt nur sehr wenige Verzerrungen. Es wird derzeit vermutet, dass die aufgezeichneten Verzerrungen aus der Art und Weise der Messungen resultieren. Der Tester hat häufig die Maus bewegt und gelegentlich die Tastatur benutzt. Bei der Bewegung der Maus werden durch die hohe Auflösung der Messungen der Mauskoordinaten durch den Maus-Treiber viel häufiger Ereigniswerte aufgezeichnet (eine Messung pro wenige Millisekunden). Im Gegensatz dazu sind die Zeitabstände der Tastendrücke im höheren zweistelligen oder dreistelligen Milisekunden-Bereich. Es wird vermutet, dass durch die genannten zeitlichen Abstände der Ereignisse für Tastatur und Maus einige Spitzen im Bereich der Maus-Messungen und Tastaturmessungen zu sehen sind.
- Auf Basis der beobachteten Daten für die Prozessorzyklen können die folgenden theoretischen Werte berechnet werden:
  - **Obere Schranke der Entropie: 31,99 Bits**
  - **Shannon-Entropie: 15,0 Bits**
  - **Untere Schranke der Entropie: 10,44 Bits**
- **Die theoretischen Entropiewerte sind sehr ähnlich zu denen der beobachteten Prozessorzyklen für die Blockgeräte.**

Für die praktische Analyse der Entropiequelle, kann folgendes gesagt werden: Die Anzahl der niederwertigen Bits, welche für die Entropie-Berechnungen verwendet wird, hängt von der Größe der Zeitvarianzen ab. Wenn man annimmt, dass diese Varianzen maximal mehrere Tage sind (Annahme eines Headless Serversystems, an dessen Konsole ein Administrator nur alle paar Tage geht) und minimal einige Millisekunden sind, sind immer noch eine gewisse Anzahl an Bits in der Variable der Prozessorzyklen vorhanden, die für eine Entropie-Berechnung herangezogen werden kann. Diese Überlegungen sind konsistent mit den theoretischen Entropiewerten.

6.2.4.3 Testresultate für Blockgeräte

Die gesetzte Stichprobenanzahl ist:

$$S = 100.000$$

6.2.4.3.1 Verteilung der Bits der Prozessorzyklen

Die empirische Analyse der Verteilung der einzelnen Bits in den Prozessorzyklen ist in folgender Tabelle dargestellt. Dabei können folgende Informationen aus der Tabelle gelesen werden:

- Die linke Spalte spezifiziert das diskutierte Bit beginnend mit dem signifikantesten (d.h. dem linken Bit) in absteigender Reihenfolge.
- Die rechte Spalte listet die Wahrscheinlichkeit p_{1i} eines gesetzten Bitwertes auf.
- Auf Basis der rechten Spalte, kann man mittels $1 - p_{1i} = p_{0i}$ die Gegenwahrscheinlichkeit berechnen.

Diese Tabelle basiert auf den Daten in der Datei raw_entropy_disk_cycles-histtable-64.txt.

30 Einen Kaffee holt man nun mal nicht innerhalb von 4 Sekunden – damit kommen in dieser Zeit keine Ereignisse von Eingabegeräten. ☺

Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit	Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit
1	0	33	0.5044
2	0	34	0.4974
3	0	35	0.49332
4	0	36	0.49885
5	0	37	0.49293
6	0	38	0.50272
7	0	39	0.49986
8	0	40	0.49847
9	0	41	0.49775
10	0	42	0.50106
11	0	43	0.50235
12	0	44	0.4999
13	0	45	0.50183
14	0	46	0.49937
15	0	47	0.4994
16	0	48	0.49833
17	0	49	0.50037
18	0	50	0.50088
19	0	51	0.50121
20	0	52	0.49945
21	0	53	0.49767
22	0	54	0.50182
23	0	55	0.49929
24	0	56	0.49825
25	0	57	0.50184
26	0	58	0.4989
27	0	59	0.49896
28	0	60	0.49834
29	0	61	0.49889
30	0	62	0.50253
31	0	63	0.50324
32	0	64	0.50082

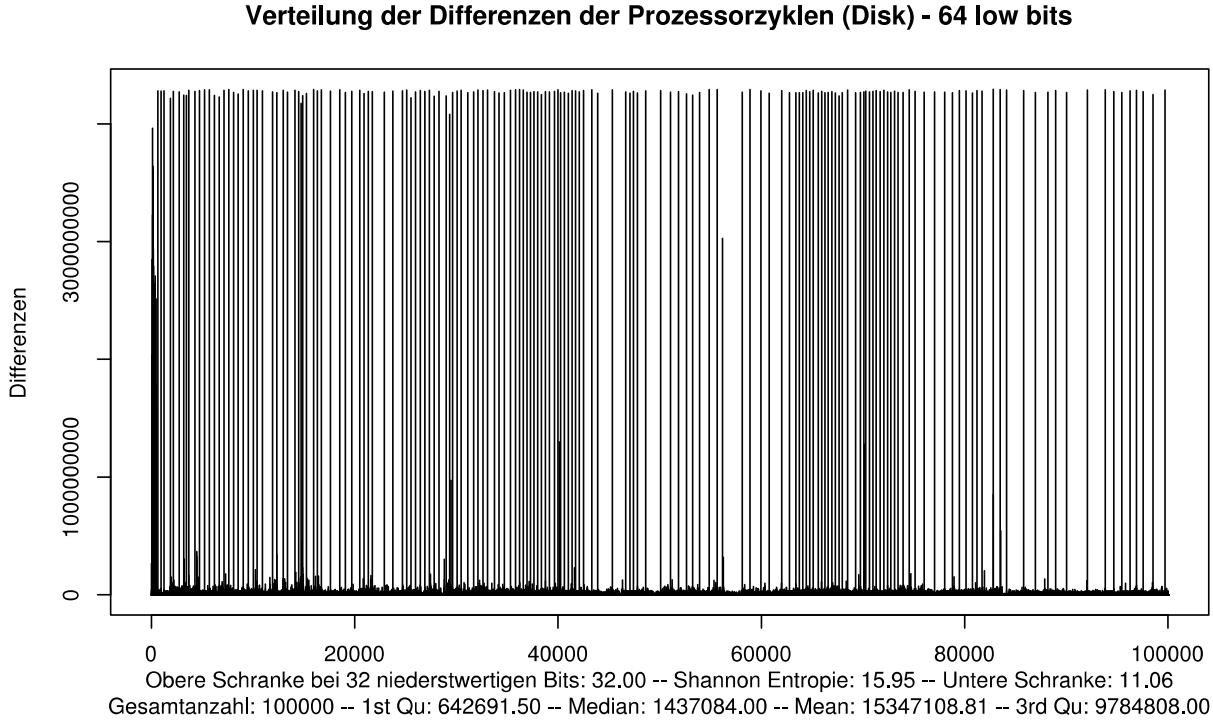
Wie in der Tabelle zu sehen ist, werden nur die unteren 32 Bits verändert. Die Erklärung dafür ist die Verwendung einer 32 Bit unsigned Integer-Variable für die Prozessorzyklen, wie in Abschnitt 5.4.1.1 erläutert. Da alle 32 Bits in etwa gleichverteilt sind, umfasste der Testzeitraum mindestens

$$2^{32} ns \approx 4{,}3 sec$$

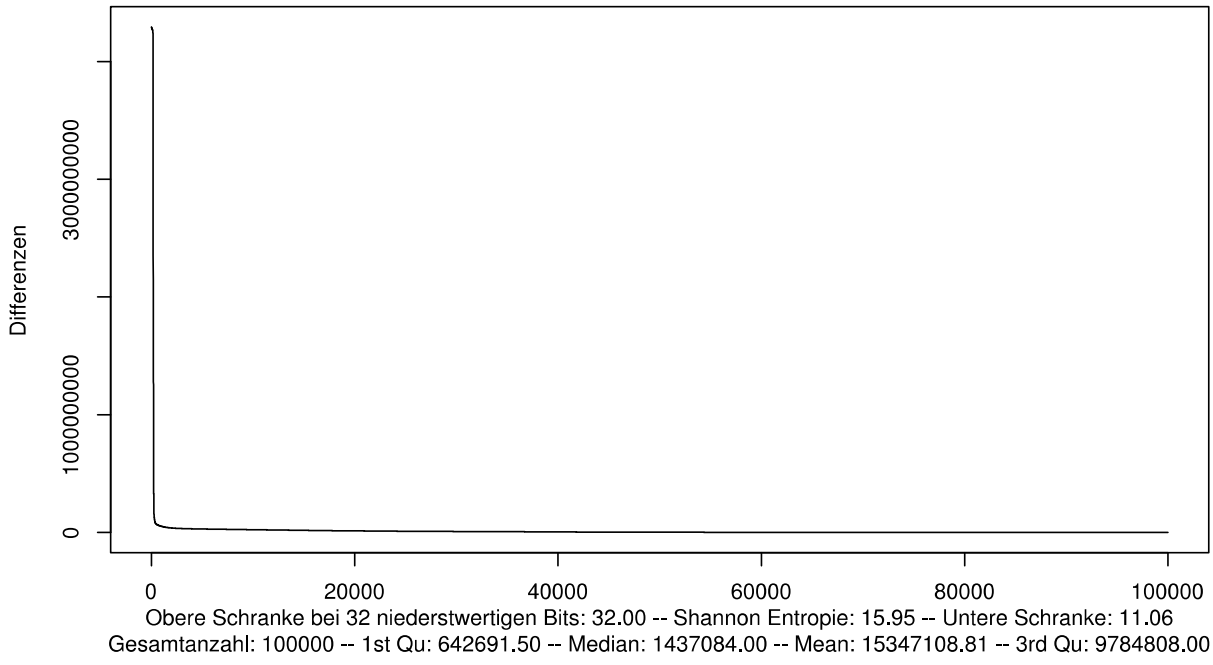
Der Testdurchlauf dauerte ca. 3 Stunden.

6.2.4.3.2 Differenzen der Prozessorzyklen

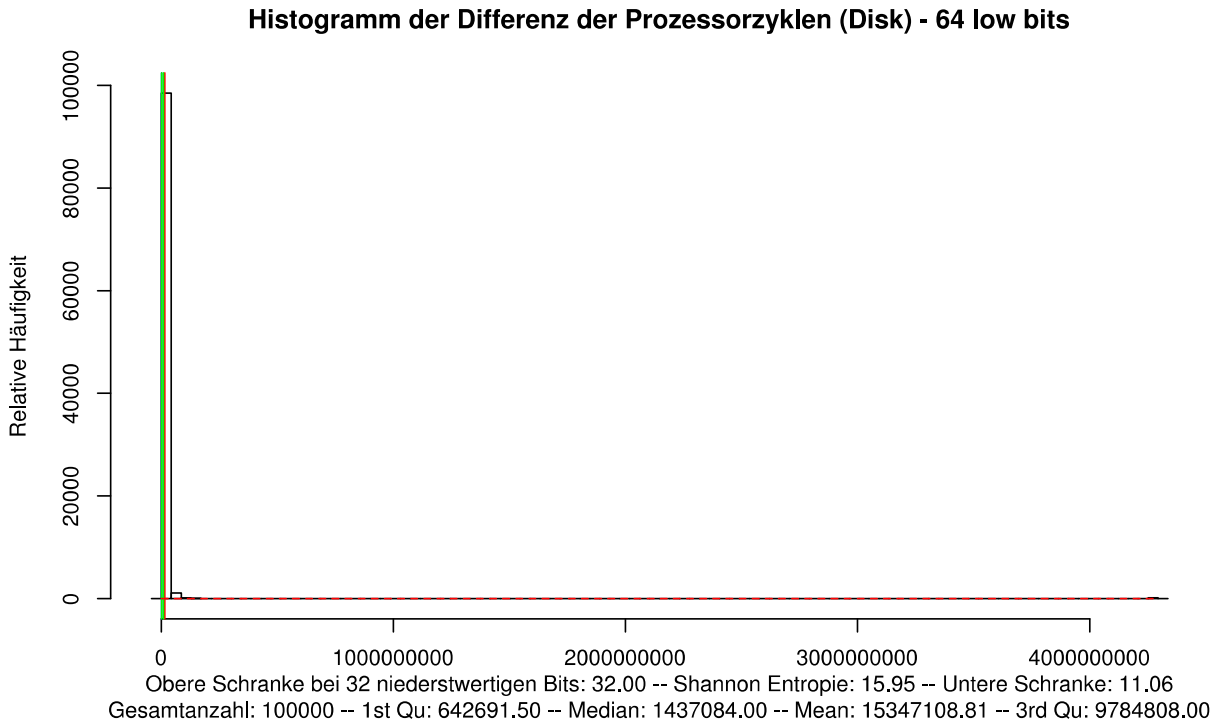
In einem weiteren Test werden die Differenzen der Prozessorzyklen bei direkt aufeinander folgenden Ereignissen untersucht. Der folgende Plot stellt diese Differenzen mit 64 Bit dar.



Folgende Abbildung zeigt die sortierten Differenzen der Prozessorzyklen. Zusätzlich sind nochmals die gleichen Werte wie in der vorangegangenen Abbildung aufgelistet.



Die nächste Abbildung zeigt das Histogramm der empirischen Verteilung der Differenzen von Prozessorzyklen.



Das Histogramm enthält folgende Visualisierungen:

- Die Quartile sind mit grünen Linien markiert.
- Der Mittelwert ist mit einer roten Linie markiert.
- Der Medianwert ist mit einer blauen Linie markiert.

6.2.4.3.3 Interpretation der Ergebnisse

Die generelle Interpretation der Prozessorzyklen wird in Abschnitt 6.2.4.2.3 gegeben.

Es können folgende Aussagen getroffen werden:

- Die Verteilung der Differenzen der Prozessorzyklen ist relativ gleichmäßig. Spitzen wechseln sich gleichmäßig mit weniger häufig gesetzten Bits ab.
- Auf Basis der beobachteten Daten für die Prozessorzyklen können die folgenden theoretischen Werte berechnet werden:
  - **Obere Schranke der Entropie: 32 Bits**
  - **Shannon-Entropie: 15,95 Bits**
  - **Untere Schranke der Entropie: 11,06 Bits**

  Die theoretischen Entropiewerte sind sehr ähnlich zu denen der beobachteten Prozessorzyklen für die Eingabegeräte.

Für die praktische Analyse der Entropiequelle kann folgendes gesagt werden: Die Anzahl der niederwertigen Bits, welche für die Entropie-Berechnungen verwendet wird, hängt von der Größe der Zeitvarianzen ab. Wenn man annimmt, dass diese Varianzen maximal eine Minute sind (der Kern führt mindestens einmal pro Minute eine Datensynchronisation mit der Festplatte durch) und minimal einige hundert Mikrosekunden sind, sind immer noch eine gewisse Anzahl an Bits in der Variable der Prozessorzyklen vorhanden, die für eine Entropie-Berechnung herangezogen werden kann. Diese Überlegungen sind konsistent mit den theoretischen Entropiewerten.

6.2.5 Häufigkeitsverteilung und Entropie der Jiffies

Dieser Abschnitt betrachtet ausschließlich die Verteilung der Jiffies („least significant word“).

Die Analyse ist analog der Häufigkeitsverteilung der Prozessorzyklen aufgebaut, da beide Werte einen Zeitstempel angeben. Die angewandte Methodik in diesen Unterabschnitten basiert auf der in Abschnitt 6.2.4 vorgestellten Methodik, mit der Abwandlung, dass der Jiffies-Wert anstelle der Prozessorzyklen betrachtet wird.

6.2.5.1 Testdurchführung

Ausgehend von diesen Anfangsüberlegungen wurden folgende Tests für die Hardware-Klassen für Eingabegeräte und Blockgeräteaktivität definiert:

- Die SystemTap-Skripte werden mit dem Bash-Skript gendata.sh initialisiert.
- Die SystemTap-Skripte „raw_entropy_hid.stp“ und „raw_entropy_disk.stp“ zeichnen die Ereigniswerte für die jeweilige Klasse auf. Dabei werden die 64 Bit-Werte der Jiffies aufgezeichnet. Diese Ergebnisse erlauben die graphische Darstellung einer Häufigkeitsverteilung der auftretenden Jiffies und deren Varianzen und eine Entropieabschätzung über die gewonnen Ereigniswerte durchzuführen. Die Stichprobengröße wird mit der Variable „num_samplings“ in den SystemTap-Skripten festgelegt.
- Die R-Project-Programme raw_entropy_hid.r und raw_entropy_hid.r erstellen die folgenden Graphiken aus den erzeugten Datenreihen. Dabei kann die Analyse auf die niederwertigen Bits mittels Setzen der Variable significantbits in den R-Project-Programmen auf einen beliebigen Wert zwischen 1 und 63 erfolgen.

Die Interrupts wurden nicht getestet, da die Jiffies bereits in den Wörtern des `fast_pools` berücksichtigt sind. Beim Einmischen der Zustände der `fast_pools` in den `input_pool` werden keine Jiffies mehr berücksichtigt. Demzufolge umfasst der Test in Abschnitt 6.2.3.4 bereits die Jiffies.

6.2.5.2 Testresultate für Eingabegeräte

Die gesetzte Stichprobenanzahl ist:

$$S = 100.000$$

6.2.5.2.1 Verteilung der Bits der Jiffies

Die empirische Analyse der Verteilung der einzelnen Bits in den Jiffies ist in folgender Tabelle dargestellt. Dabei können folgende Informationen aus der Tabelle gelesen werden:

- Die linke Spalte spezifiziert das diskutierte Bit beginnend mit dem signifikantesten (d.h. dem linken) Bit in absteigender Reihenfolge.
- Die rechte Spalte listet die Wahrscheinlichkeit p_{1i} eines gesetzten Bitwertes auf.
- Auf Basis der rechten Spalte, kann man mittels $1 - p_{1i} = p_{0i}$ die Gegenwahrscheinlichkeit berechnen.

Diese Tabelle basiert auf den Daten in der Datei raw_entropy_hid_jiffies-histtable-64.txt.

Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit	Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit
1	0	33	0
2	0	34	0
3	0	35	0
4	0	36	0
5	0	37	1

Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit	Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit
6	0	38	0
7	0	39	0
8	0	40	0
9	0	41	0.457210293132245
10	0	42	0.542789706867755
11	0	43	0.381501965216174
12	0	44	0.806888757763354
13	0	45	0.526167878466631
14	0	46	0.513166448309314
15	0	47	0.68426526917961
16	0	48	0.49861484763324
17	0	49	0.561641780595866
18	0	50	0.565262178839672
19	0	51	0.502605286581524
20	0	52	0.476102371260839
21	0	53	0.493164248067287
22	0	54	0.516456810249127
23	0	55	0.489593855324086
24	0	56	0.497084679314725
25	0	57	0.496024562701897
26	0	58	0.499354929042195
27	0	59	0.500065007150787
28	0	60	0.4980247827261
29	0	61	0.501645180969907
30	0	62	0.501045114962646
31	0	63	0.500825090759984
32	1	64	0.500725079758773

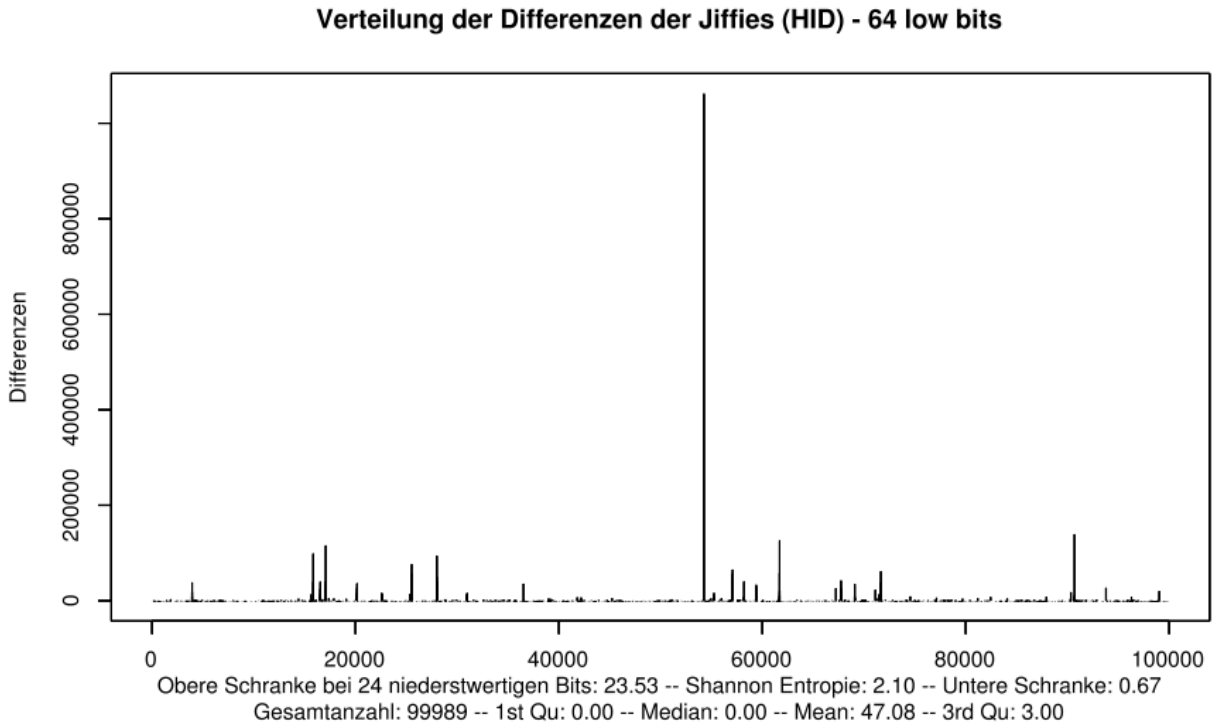
Wie in der Tabelle zu sehen ist, sind die Bits Nr.45 bis Nr.64 in etwa gleichverteilt. Die Bits Nr.1 bis Nr.44 ändern sich frühestens alle

$$2^{64-44} * 4\,ms = 2^{15} * 4\,ms \approx 4200\,sec \approx 70\,min$$

und bleiben deshalb im Betrachtungszeitraum konstant (Bits Nr.1 bis Nr.42) oder ändern sich nur selten (Bits Nr.43 und Nr.442), sodass keine annähernde Gleichverteilung gewährleistet ist. Die Bits Nr.45 bis Nr.49 werden für eine annähernde Gleichverteilung ebenfalls noch zu selten geändert.Der Testdurchlauf dauerte ca. 3 Stunden. Die Diskrepanz zu den berechneten 70 Minuten ist in Bit Nr.43 zu finden: eine Änderung impliziert die Verdoppelung der Zeit auf 140 Min, also 2 ½ Stunden.

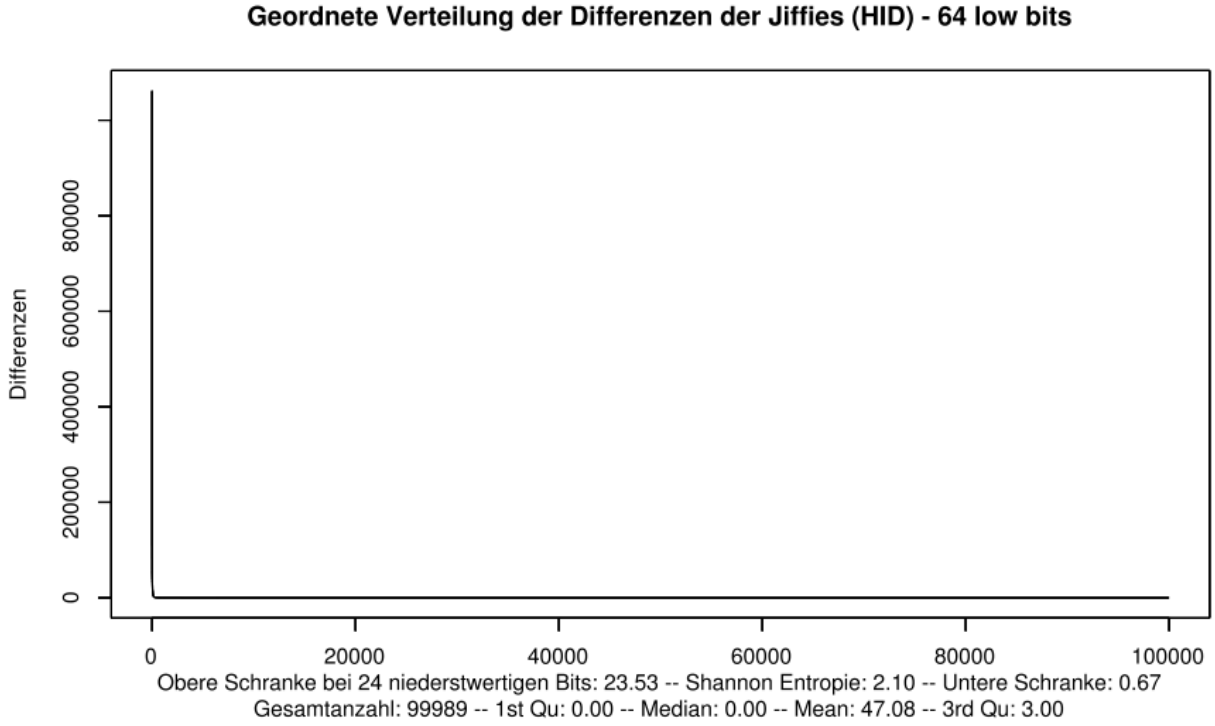
6.2.5.2.2 Differenzen der Jiffies

In einem weiteren Test werden die Differenzen der Jiffies bei direkt aufeinander folgenden Ereignissen untersucht. Der folgende Plot stellt diese Differenzen dar.

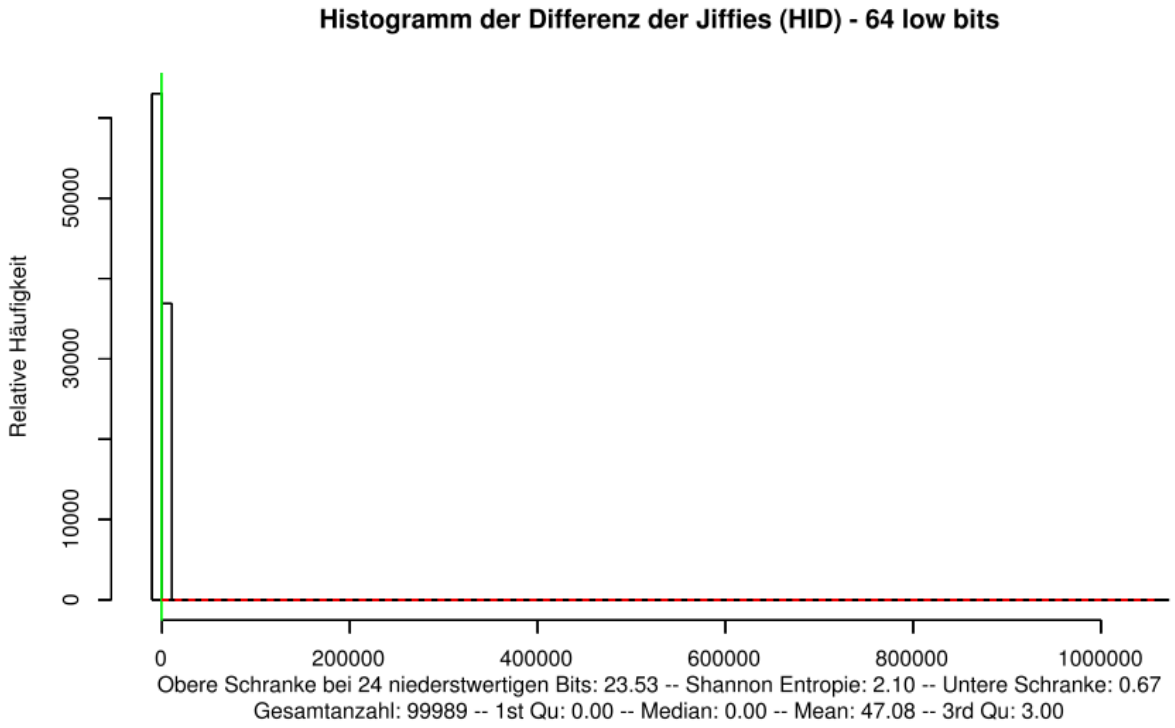


Der Plot enthält zusätzlich folgende empirische Informationen bezüglich der Stichprobe der Jiffies: Wir bemerken, dass die obere Schranke der Shannon-Entropie unter der Annahme, dass die Bits unabhängig sind nicht berechenbar ist aufgrund der unveränderten höherwertigen Bits. Deswegen gibt das Histogramm die obere Schranke basierend auf den allen sich ändernden Bits an.

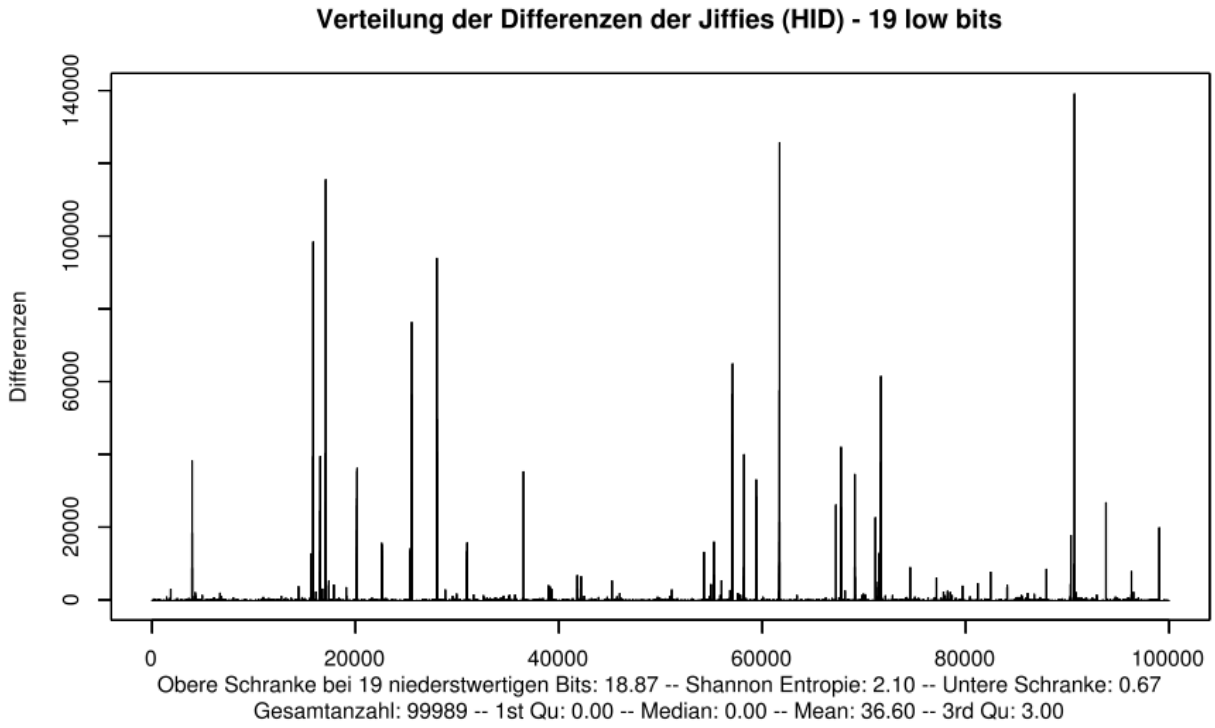
Folgende Abbildung zeigt die sortierten Differenzen der Jiffies.

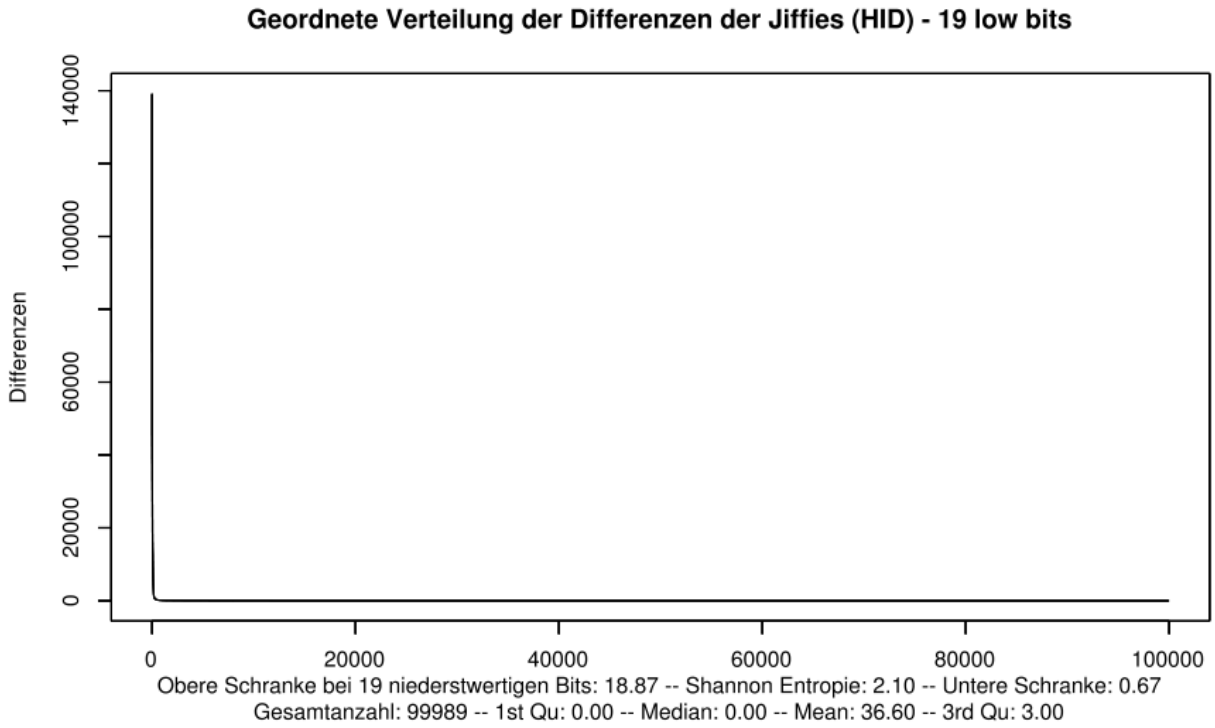


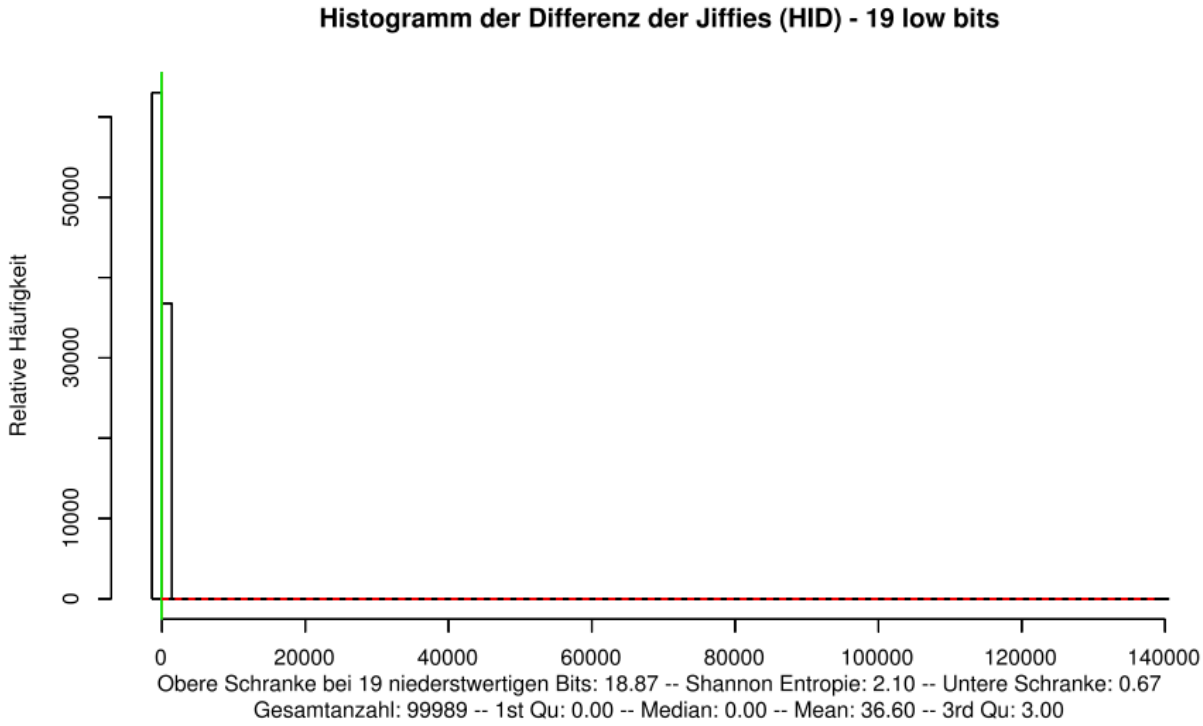
Die nächste Abbildung zeigt das Histogramm der empirischen Verteilung der Differenz von Jiffies. Wiederum sind die gleichen Werte wie in der vorangegangenen Abbildung aufgelistet.



Die gleichen Graphen bezogen auf die 19 (64 - 45) niederwertigen Bits sind im Folgenden dargestellt.







6.2.5.2.3 Interpretation der Ergebnisse

Die Jiffies werden mit einer Variable aufgezeichnet, die

$$2^{32} * \frac{1}{250} sec \approx \frac{2^{32}}{2^8} sec = 2^{24} sec$$

aufzeichnen kann. Aufgrund der Größe der Variable werden die höherwertigen Bits abhängig vom Beobachtungszeitraum vergleichsweise selten verändert. Entsprechend werden die höherwertigen Bits der Zeitvarianzen ebenfalls vergleichsweise selten verändert.

Wenn man diese höherwertigen Bits abschneidet und sich auf die niederwertigen Bits konzentriert, können folgende Aussagen getroffen werden:

- Die Verteilung der Differenzen der Jiffies ist relativ gleichförmig und zeigt wenige Verzerrungen. Es wird vermutet, dass die aufgezeichneten Spikes von der in Abschnitt 6.2.4.2.3 diskutierten Unterschiede im Auftreten der Ereignisse stammen.
- Auf Basis der beobachteten Daten für die Jiffies können die folgenden theoretischen Werte berechnet werden:
  - **Obere Schranke der Entropie: 23,53 Bits**
  - **Shannon-Entropie: 2,10 Bits**
  - **Untere Schranke der Entropie: 0,67 Bits**
- **Die theoretischen Entropiewerte sind sehr ähnlich zu denen der beobachteten Jiffies für die Blockgeräte.**

Die Vernachlässigung der höherwertigen Bits kann als akzeptabel eingestuft werden, da hierbei potentiell vorhandene Entropie einfach nicht betrachtet wird. Demzufolge ist das Weglassen eine Worst-Case-Abschätzung.

Für die praktische Analyse der Entropiequelle kann folgendes gesagt werden: Die Anzahl der niederwertigen Bits, welche für die Entropie-Berechnungen verwendet wird, hängt von der Größe der Zeitvarianzen ab. Wenn man annimmt, dass diese Varianzen maximal mehrere Tage sind (Annahme eines Headless-Serversystems, an dessen Konsole ein Administrator nur alle paar Tage geht) und minimal einige Millisekunden sind, sind kaum noch Bits in der Variable der Jiffies vorhanden, die für eine Entropie-Berechnung herangezogen werden können. Demzufolge ist die erwartete Entropie auf Basis der Jiffies relativ gering. Diese Überlegungen sind konsistent mit den theoretischen Entropiewerten.

6.2.5.3 Testresultate für Blockgeräte

Die gesetzte Stichprobenanzahl ist: $S = 100.000$

6.2.5.3.1 Verteilung der Bits der Jiffies

Die empirische Analyse der Verteilung der einzelnen Bits in den Jiffies ist in folgender Tabelle dargestellt. Dabei können folgende Informationen aus der Tabelle gelesen werden:

- Die linke Spalte spezifiziert das diskutierte Bit beginnend mit dem signifikantesten (d.h. dem linken Bit) in absteigender Reihenfolge.
- Die rechte Spalte listet die Wahrscheinlichkeit p_{1i} eines gesetzten Bitwertes auf.
- Auf Basis der rechten Spalte, kann man mittels $1 - p_{1i} = p_{0i}$ die Gegenwahrscheinlichkeit berechnen.

Diese Tabelle basiert auf den Daten in der Datei raw_entropy_disk_jiffies-histtable-64.txt.

Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit	Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit
1	0	33	0
2	0	34	0
3	0	35	0

Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit	Bitposition	Wahrscheinlichkeit für gesetztes Bit
4	0	36	0
5	0	37	1
6	0	38	0
7	0	39	1
8	0	40	0
9	0	41	0
10	0	42	0
11	0	43	0
12	0	44	00.89436
13	0	45	0.10417
14	0	46	0.1035
15	0	47	0.46788
16	0	48	0.50823
17	0	49	0.55477
18	0	50	0.49184
19	0	51	0.50912
20	0	52	0.51395
21	0	53	0.50324
22	0	54	0.50132
23	0	55	0.51086
24	0	56	0.49516
25	0	57	0.50675
26	0	58	0.50707
27	0	59	0.49951
28	0	60	0.50228
29	0	61	0.49827
30	0	62	0.4996
31	0	63	0.501
32	1	64	0.49802

Wie in der Tabelle zu sehen ist, sind die Bits Nr.47 bis Nr.64 in etwa gleichverteilt. Weiterhin zeigen die Bits Nr. 41 bis 44 einige Veränderungen. Die Bits Nr.1 bis Nr.41 ändern sich frühestens alle

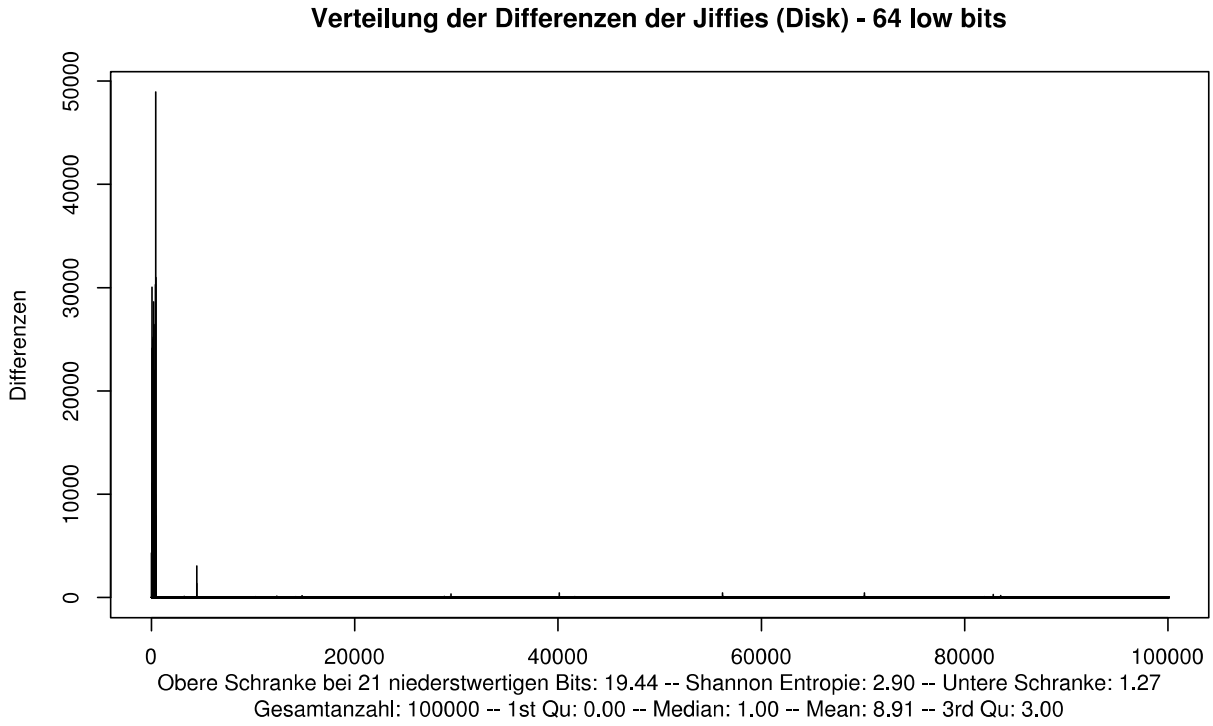
$$2^{64-41} * 4\,ms = 2^{23} * 4\,ms \approx 33{,}500\,sec \approx 9\,h$$

und bleiben deshalb im Betrachtungszeitraum konstant.

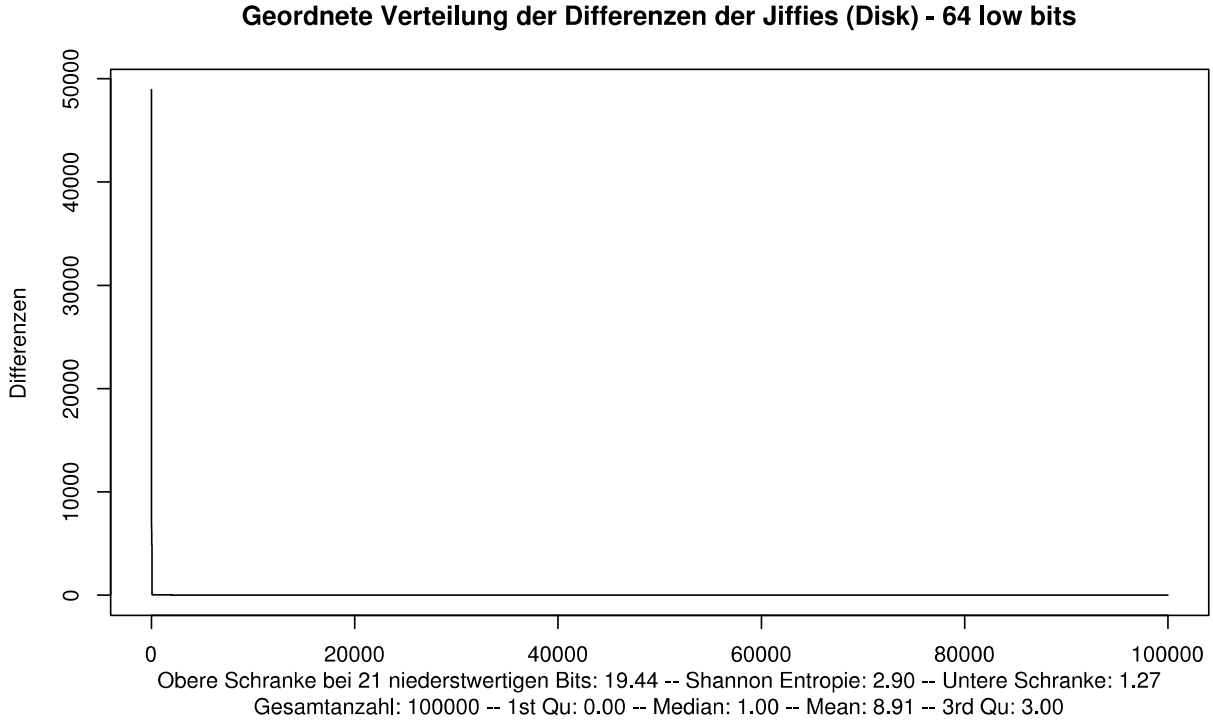
Der Testdurchlauf dauerte ca. 3 Stunden.

6.2.5.3.2 Differenzen der Jiffies

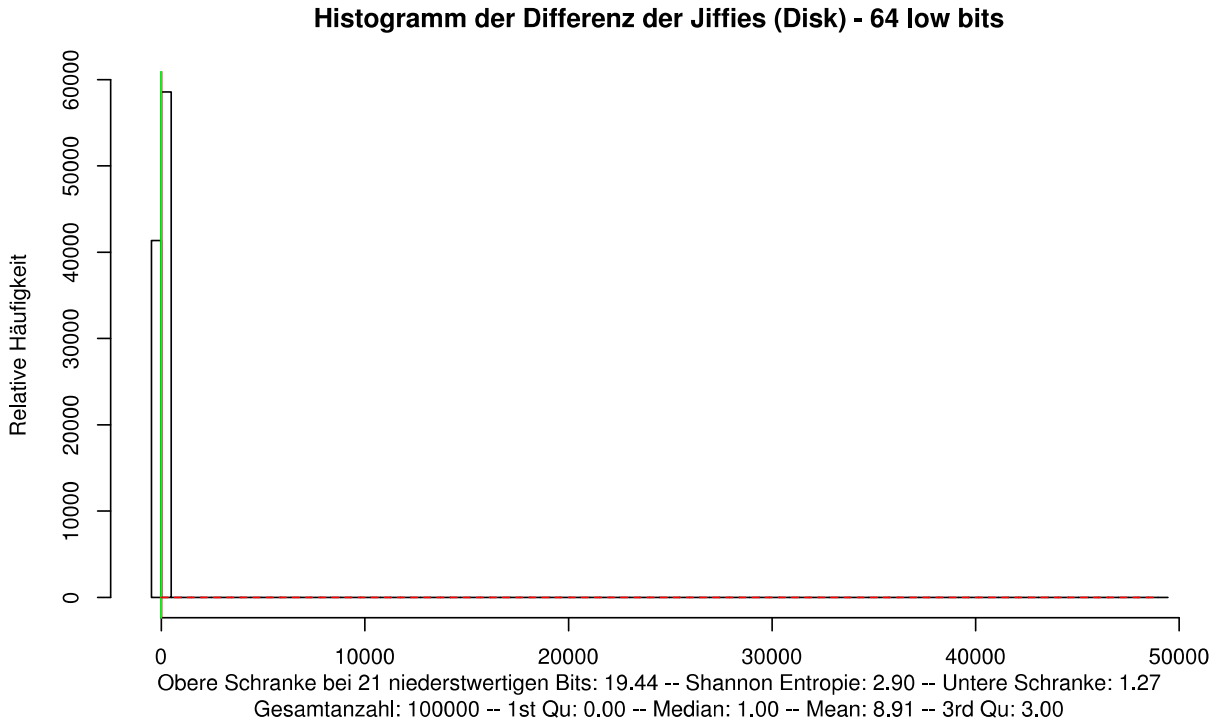
In einem weiteren Test werden die Differenzen der Jiffies bei direkt aufeinander folgenden Ereignissen untersucht. Der folgende Plot stellt diese Differenzen dar.



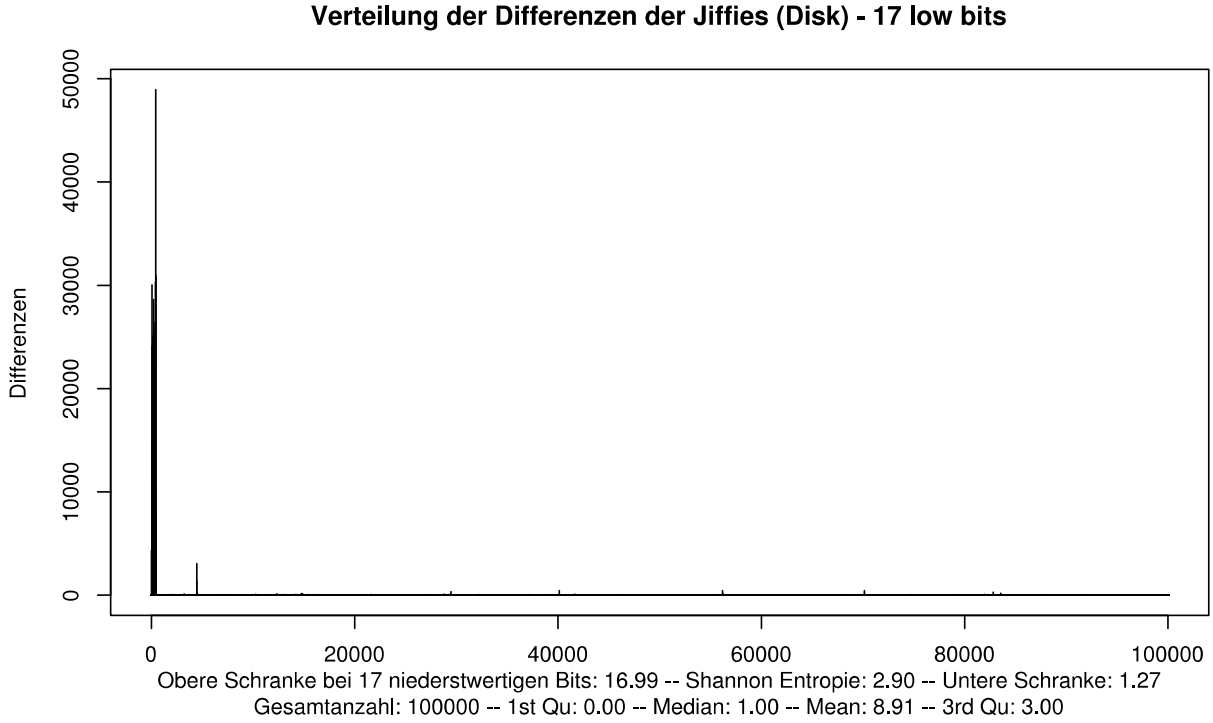
Zusätzlich sind nochmals die gleichen Werte wie in der vorangegangenen Abbildung aufgelistet.

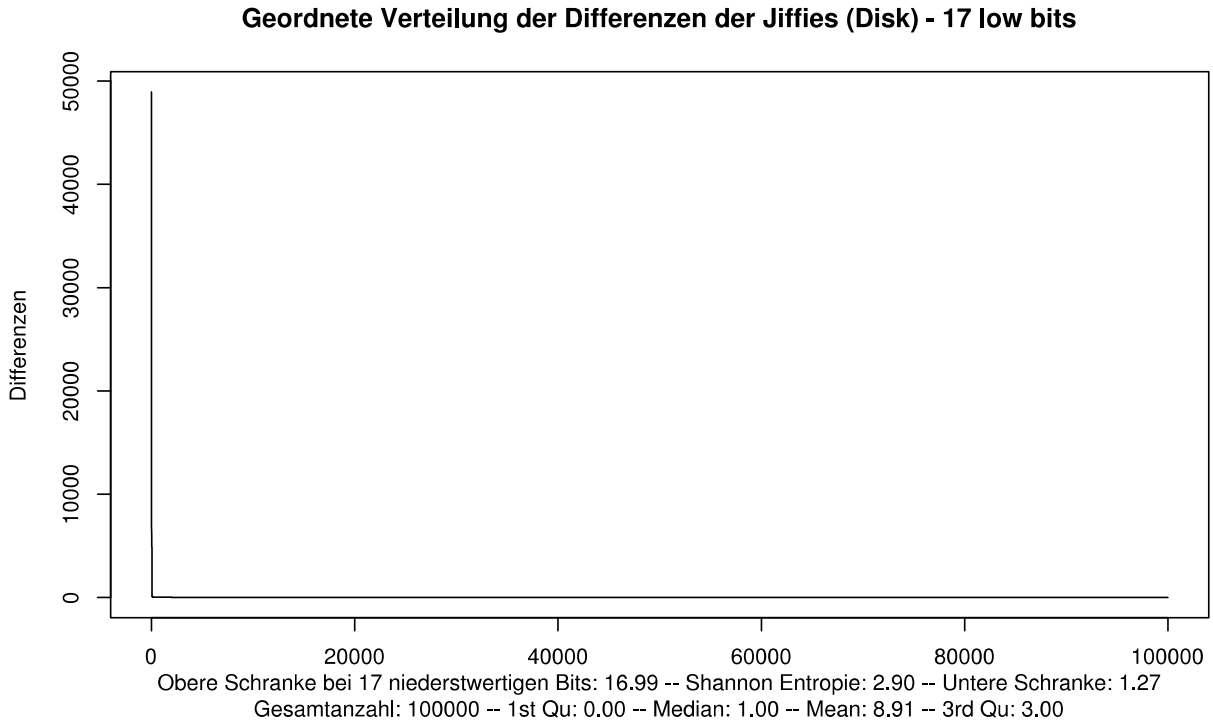


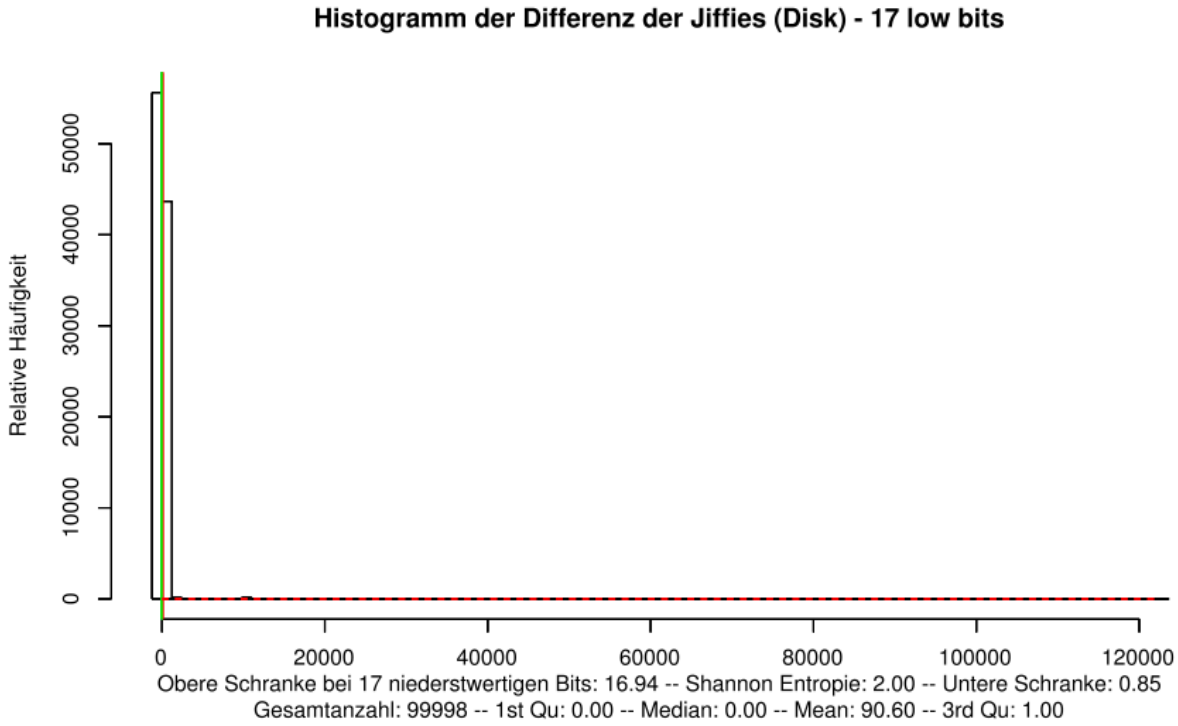
Die nächste Abbildung zeigt das Histogramm der empirischen Verteilung der Differenz von Jiffies. Wiederum sind die gleichen Werte wie in der vorangegangenen Abbildung aufgelistet.



Die gleichen Graphen bezogen auf die 17 (64 - 47) niederwertigen Bits sind im Folgenden dargestellt.







6.2.5.3.3 Interpretation der Ergebnisse

Die generelle Interpretation der Jiffies wird in Abschnitt 6.2.5.2.3 gegeben.

Wenn man die höherwertigen Bits ignoriert und sich auf die niederwertigen Bits konzentriert, können folgende Aussagen getroffen werden:

- Die Verteilung der Differenzen der Jiffies ist aufgrund der Art und Weise der Erzeugung der Messwerte sehr einseitig. Die Stichprobenanzahl muss erhöht werden und eine normale Nutzung des Systems muss erfolgen.
- Auf Basis der beobachteten Daten für die Jiffies können die folgenden theoretischen Werte berechnet werden:
  - **Obere Schranke der Entropie: 16,94 Bits**
  - **Shannon-Entropie: 2,0 Bits**
  - **Untere Schranke der Entropie: 0,85 Bits**

  Die theoretischen Entropiewerte sind sehr ähnlich zu denen der beobachteten Jiffies für die Eingabegeräte.

Für die praktische Analyse der Entropiequelle, kann Folgendes gesagt werden: Die Anzahl der niederwertigen Bits, welche für die Entropie-Berechnungen verwendet wird, hängt von der Größe der Zeitvarianzen ab. Wenn man annimmt, dass diese Varianzen maximal eine Minute (der Kern führt mindestens einmal pro Minute eine Datensynchronisation mit der Festplatte durch) und minimal einige hundert Mikrosekunden sind, sind kaum noch Bits in der Variable der Jiffies vorhanden, die für eine Entropie-Berechnung herangezogen werden können. Daher ist die erwartete Entropie auf Basis der Jiffies relativ gering. Diese Überlegungen sind konsistent mit den theoretischen Entropiewerten.

6.2.6 Untersuchung auf stochastische Unabhängigkeit

In diesem Abschnitt werden wir innerhalb von gemessenen Ereigniswerten stichprobenhaft Bitgruppen auf ihre stochastische Unabhängigkeit untersuchen. Da die vorangegangenen Tests gezeigt haben, dass die Prozessorzyklen einen Großteil der Entropie liefern, beschränken wir unsere Überprüfung darauf.

Den nachfolgenden Tests liegen die gleichen Daten wie in den Abschnitten 6.2.4.2 (Eingabegeräte) und 6.2.4.3 (Blockgeräte) zugrunde.

6.2.6.1 Erklärung der Tests

Für die Untersuchung auf stochastische Unabhängigkeit verschiedener Bitgruppen erstellen wir zunächst Kontingenztabellen und werten diese mit Hilfe des Chi-Quadrat-Tests aus. Zur Erstellung der Kontingenztabellen wählt man zuerst die beiden Bit-Gruppen aus, die auf stochastische Unabhängigkeit zu prüfen sind. Wir geben ein Beispiel für eine Kontingenztabelle zur Untersuchung der Bitgruppen (Bit 32, Bit 33) und (Bit 35, Bit 36, Bit 37) der Prozessorzyklen für Blockgeräte (siehe 6.2.4.3) an:

	000	001	010	011	100	101	110	111
00	2716	2803	2676	2627	2756	2633	2781	2660
01	3209	3111	3238	3428	3526	3086	3125	3376
10	3418	3334	3463	3476	3365	3572	3310	3198
11	3340	3240	3107	3072	2908	3002	3151	3146

Dabei sind in der linken Spalte alle möglichen Belegungen der Bits 32 und 33, den sogenannten Bedingungsbits, gegeben. In der ersten Zeile finden sich alle möglichen Belegungen für die Bits 35 bis 37, die Ratebits genannt werden. Die anderen Einträge geben an, wie häufig die entsprechende Kombination aufgetreten ist. Beispielsweise zeigt der Eintrag rechts unten, dass in 3146 Messungen sowohl Bit 32 und Bit 33 als auch die Bits 35, 36 und 37 gesetzt (d.h. mit 1 belegt) waren.

Wir erinnern daran, dass zwei Ereignisse A und B stochastisch unabhängig sind, wenn

$$P(A \cap B) = P(A) \cdot P(B)$$

gilt. Sind P(A) und P(B) größer als 0, so ist das gleichbedeutend mit

$$P(A|B)=\frac{P(A\cap B)}{P(B)}=P(A) \quad ,$$

wobei P(A|B) die Wahrscheinlichkeit dafür ist, dass A eintritt unter der Voraussetzung, dass B bereits eingetreten ist (bedingte Wahrscheinlichkeit). Bezogen auf die obige Kontingenztablle bedeutet das, dass die Bitgruppen (Bit 32, Bit 33) und (Bit 35, Bit 36, Bit 37) stochastisch unabhängig sind, wenn jede Belegung der Ratebits für eine feste Belegung der Bedingungsbits etwa gleich häufig vorkommt, d.h. die Zahlen in einer Zeile sind einigermaßen gleich groß[31].

Die letzte Aussage ist für Testzwecke natürlich zu vage. Als analytisches Werkzeug zur statistisch präzisen Prüfung, ob die Werte einer Kontingenztabelle gegen die stochastische Unabhängigkeit sprechen, wird hier der Chi-Quadrat-Test genutzt und der p-Wert berechnet, der die Wahrscheinlichkeit dafür angibt, dass man unter Voraussetzung der stochastischen Unabhängigkeit das gemessene oder ein „noch extremeres“ Messergebnis erhält. Ist der p-Wert ist sehr klein (beispielsweise kleiner als 0.01 oder 0.001), so geht man davon aus, dass keine stochastische Unabhängigkeit vorliegt.

6.2.6.2 Testdurchführung

Die Implementierung des oben beschriebenen Tests ist in der Datei independence.r im Verzeichnis independence zu finden. Für die Bestimmung des p-Wertes wurde die R-Funktion chisq.test verwendet. Wie bereits beschrieben, verwenden wir die Daten, die für die Tests in den Abschnitten 6.2.4.2 (Eingabegeräte) und 6.2.4.3 (Blockgeräte) gesammelt wurden.

Die Stichproben umfassen alle möglichen[32] Kombinationen der Parameter

- Startposition s aus {25, 33, …, 56} – höhere Startpositionen können nicht gewählt werden, da das Maximum von Bedingungsbits, Ratebits und Verschiebung zusammen mit der Startposition den maximalen Bitwert von 64 umfassen
- Anzahl Bedingungsbits bb aus {1, 2, 3}
- Anzahl Ratebits rb aus {1, 2, 3}
- Verschiebung v aus {0, 1, 2}
- untere Schranke für den p-Wert (Signifikanzniveau): 0.01

die wie folgt erklärt sind:

Die Startposition s gibt die Bitposition des ersten Bedingungsbits an. Dieses und die folgenden bb-1 Bits bilden die Bedingungsbits. Darauf folgen v Bits, die nicht betrachtet werden. An diese schließen die rb Ratebits. Die folgende Tabelle

1.Bed.bit		bb.Bed.bit				1.Ratebit		rb.Ratebit
b_s	…	b_{s+bb-1}	b_{s+bb}	…	$b_{s+bb+v-1}$	b_{s+bb+v}	…	$b_{s+bb+v+rb-1}$

veranschaulicht die Bedeutung der einzelnen Parameter.

Bemerkungen:

- Die Prozessorzyklen auf einem Intel x86-System haben eine Auflösung von 1ns. Damit läuft ein 32-Bit-Wert alle 4 Sekunden über. Obwohl die zugrunde gelegte Stichprobe ca. 3 Stunden umfasst, muss angenommen werden, dass, je höher der Bitwertigkeit

31 Die Werte im Beispiel zeigen teils deutliche Schwankungen, sodass man hier Abhängigkeiten annimmt. Der nachfolgende Chi-Quadrat-Test bestärkt diese Vermutung.

32 Möglich sind alle Kombinationen, in denen die Bitposition des letzten Ratebits nicht größer als 64 ist, da die Werte der Prozessorzyklen 64 Bit groß sind. Für die Startposition s=63 wird dementsprechend nur ein Test mit bb=1, rb=1 und v=0 durchgeführt, also eine Untersuchung der Bits 63 und 64 auf stochastische Abhängigkeit.

ist, desto wahrscheinlicher sind Korrelationen zwischen den Beobachtungen. Dies liegt daran, dass die Stichprobe einen erheblich größeren Umfang hat, als Überläufe des 32-Bit-Werts der Prozessorzyklen zu verzeichnen sind (3h / 4s = 2700 Überläufe). Damit haben viele Beobachtungen die gleichen, oder sehr nahe liegenden höherwertigen Bits.

- Die Bedeutung der obigen Parameter weicht in diesem Dokument von denen in [LLT07] ab. So folgen in [LLT07] die Ratebits direkt auf die Bedingungsbits, während hier durch den Parameter Bitverschiebung eine bestimmte Anzahl an Bits zwischen diesen Bitgruppen ausgelassen werden kann. In [LLT07] gibt es den Parameter für die Startposition nicht. Stattdessen wird Variabilität durch die Angabe einer Verschiebung vom niederwertigen Bit zum ersten Ratebit (in [LLT07] Bitverschiebung genannt) ermöglicht.

6.2.6.3 Testresultate und Interpretation für Eingabegeräte

Die folgende Tabelle listet alle Stichproben auf, für die ein p-Wert kleiner dem gewählten Signifikanzniveau gefunden wurde.

Die folgende Tabelle fasst alle weiteren Tests zusammen, in denen ein p-Wert kleiner als das Signifikanzniveau von 0.01 festgestellt wurde.

s	bb	rb	v	p-Wert	s	bb	rb	v	p-Wert
33	1	1	0	5.3569e-07	39	3	2	0	9.9952e-06
33	1	2	0	1.1251e-05	39	3	2	1	1.0922e-08
33	1	3	0	0.00025433	39	3	2	2	4.0282e-06
33	2	1	0	0.0076499	39	3	3	0	1.0749e-10
33	2	2	0	0.0047929	39	3	3	1	1.7241e-10
33	2	3	0	0.0081665	39	3	3	2	< 10^-10
33	3	3	2	0.00067457	40	2	3	0	0.0093714
34	1	1	0	0.00072744	40	2	3	1	0.00046038
34	1	1	1	0.0021361	40	2	3	2	1.563e-07
34	1	2	0	9.3776e-05	40	3	1	2	0.0052171
34	1	3	0	0.00052654	40	3	2	0	0.00043576
34	2	1	0	0.0092104	40	3	2	1	9.8293e-06
34	2	3	2	0.00011983	40	3	2	2	3.4764e-05
34	3	2	2	1.712e-07	40	3	3	0	5.2161e-10
34	3	3	1	0.00011909	40	3	3	1	1.0701e-10
34	3	3	2	< 10^-10	40	3	3	2	6.9365e-06
35	1	3	2	1.82e-05	41	1	3	1	0.0081109
35	2	2	2	4.9502e-06	41	1	3	2	3.6235e-05
35	2	3	1	0.00016557	41	2	2	0	0.00016478
35	2	3	2	4.7538e-09	41	2	2	1	0.0014347
35	3	1	2	< 10^-10	41	2	2	2	9.382e-05
35	3	2	1	6.7707e-10	41	2	3	0	3.4706e-08
35	3	2	2	< 10^-10	41	2	3	1	4.0512e-08
35	3	3	0	6.9099e-09	41	2	3	2	1.3845e-05
35	3	3	1	< 10^-10	41	3	1	0	0.00098336

s	bb	rb	v	p-Wert	s	bb	rb	v	p-Wert
35	3	3	2	< 10^-10	41	3	1	1	3.5102e-05
36	1	3	2	5.1178e-05	41	3	2	0	4.9872e-07
36	2	1	2	7.7009e-08	41	3	2	1	3.8489e-07
36	2	2	1	5.4954e-06	41	3	2	2	9.0284e-05
36	2	2	2	< 10^-10	41	3	3	0	< 10^-10
36	2	3	0	0.00013351	41	3	3	1	2.3517e-10
36	2	3	1	< 10^-10	41	3	3	2	0.00075849
36	2	3	2	< 10^-10	42	1	1	1	0.0037661
36	3	1	1	8.5728e-08	42	1	2	0	0.0021828
36	3	1	2	0.00020736	42	1	2	2	0.0092242
36	3	2	0	1.0202e-05	42	1	3	0	0.0020408
36	3	2	1	< 10^-10	42	1	3	1	0.0049231
36	3	2	2	1.8119e-08	42	1	3	2	0.00053817
36	3	3	0	< 10^-10	42	2	1	0	0.0013485
36	3	3	1	< 10^-10	42	2	2	0	0.0032498
36	3	3	2	1.1203e-10	42	2	2	1	0.00078222
37	1	2	2	0.005884	42	2	2	2	5.8964e-05
37	1	3	2	0.0026255	42	2	3	0	0.00011107
37	2	1	2	0.0022288	42	2	3	1	7.3379e-08
37	2	2	1	0.0038246	42	2	3	2	5.0984e-05
37	2	2	2	2.2941e-08	42	3	2	0	0.0064947
37	2	3	1	< 10^-10	42	3	2	1	7.0337e-07
37	2	3	2	4.1393e-08	42	3	3	0	6.889e-09
37	3	1	2	0.000164	42	3	3	1	5.3822e-07
37	3	2	1	2.2273e-06	43	1	2	2	0.0022262
37	3	2	2	< 10^-10	43	1	3	1	0.00082405
37	3	3	0	1.1442e-07	43	2	2	1	0.0005255
37	3	3	1	< 10^-10	43	2	3	0	0.0011176
37	3	3	2	< 10^-10	43	2	3	1	0.0018264
38	1	1	1	0.0060986	43	3	2	0	0.00015054
38	1	2	2	4.9369e-05	43	3	3	0	0.00014775
38	1	3	1	2.3303e-05	44	1	2	1	0.0063847
38	1	3	2	1.4231e-05	44	1	3	1	0.0010211
38	2	1	2	1.9982e-05	44	2	2	0	0.0029862
38	2	2	1	0.00079943	44	2	3	0	0.0013092
38	2	2	2	< 10^-10	44	3	1	0	0.0084038
38	2	3	0	0.0018565	44	3	2	0	0.0015533
38	2	3	1	< 10^-10	44	3	3	0	0.0010268
38	2	3	2	< 10^-10	48	1	2	1	0.0085427
38	3	1	1	7.5548e-05	48	1	3	0	0.0018785

s	bb	rb	v	p-Wert	s	bb	rb	v	p-Wert
38	3	1	2	1.1961e-08	48	2	1	1	0.0048198
38	3	2	0	0.0019647	48	2	2	0	0.0014741
38	3	2	1	< 10^-10	48	3	1	0	0.0047607
38	3	2	2	6.7742e-10	53	2	1	2	0.0050445
38	3	3	0	< 10^-10	53	2	3	2	0.005647
38	3	3	1	< 10^-10	54	1	1	2	0.00037382
38	3	3	2	< 10^-10	54	1	2	1	0.0046288
39	1	2	2	3.3775e-07	54	1	2	2	0.0031512
39	1	3	1	1.4239e-05	54	1	3	2	0.00047169
39	1	3	2	2.2592e-07	54	2	1	1	0.002953
39	2	1	2	2.0449e-07	54	2	2	0	0.0052694
39	2	2	1	5.2568e-06	54	2	2	1	0.009818
39	2	2	2	8.9657e-08	54	2	3	0	0.0068721
39	2	3	0	4.8113e-05	54	2	3	1	0.0034692
39	2	3	1	3.9823e-08	54	3	1	0	0.0019155
39	2	3	2	3.881e-08	54	3	2	0	0.0017988
39	3	1	1	1.833e-06	54	3	3	0	0.0019625
39	3	1	2	0.00039495	55	2	2	0	0.007325

Bei den Startpositionen 33 bis 42 wurden deutliche Hinweise gegen die stochastische Unabhängigkeit gefunden – wie bereits oben gemutmaßt. Diese Bits enthalten also nur wenig Entropie. Auch bei der Bitposition 43, 44, 48, 53 und 54 wurden derartige Hinweise festgestellt, wobei der Grund nicht erkennbar ist..

Somit scheint die stochastische Unabhängigkeit innerhalb der Bits 33 bis 64 nur bei etwa 17 Bits wahrscheinlich. Da der Entropieschätzer des LRNG jedes Ereignis ohnehin nur mit maximal 11 Bit bewertet, werden die nach diesen Tests vermuteten Abhängigkeiten nicht als problematisch eingestuft.

6.2.6.4 Testresultate und Interpretation für Blockgeräte

Die Ergebnisse und somit auch die Interpretation sind sehr ähnlich zu der im vorherigen Abschnitt 6.2.6.3. Die folgende Tabelle fasst alle weiteren Tests zusammen, in denen ein p-Wert kleiner als das Signifikanzniveau von 0.01 festgestellt wurde.

s	bb	rb	v	p-Wert	s	bb	rb	v	p-Wert
33	2	1	0	0.00039455	34	2	3	1	5.4457e-10
33	2	1	1	0.0015222	34	3	1	0	2.481e-10
33	2	2	0	< 10^-10	34	3	1	1	4.0782e-06
33	2	2	1	2.6778e-05	34	3	1	2	0.00059117
33	2	2	2	1.4888e-06	34	3	2	0	< 10^-10
33	2	3	0	< 10^-10	34	3	2	1	8.5384e-09
33	2	3	1	< 10^-10	34	3	3	0	< 10^-10
33	2	3	2	2.6459e-10	34	3	3	1	2.5846e-06
33	3	1	0	1.1342e-08	35	1	1	1	0.0079421

33	3	1	1	1.7262e-05	35	1	2	0	0.0085917
33	3	1	2	3.215e-06	35	1	3	0	0.00051827
33	3	2	0	< 10^-10	35	2	1	0	0.008973
33	3	2	1	< 10^-10	35	2	1	1	0.0029254
33	3	2	2	2.0133e-06	35	2	2	0	0.0003817
33	3	3	0	< 10^-10	35	2	2	1	0.0010669
33	3	3	1	< 10^-10	35	2	3	0	0.00034299
33	3	3	2	3.5954e-05	35	2	3	1	0.0036014
34	1	1	0	0.00011898	35	3	1	0	0.0060753
34	1	2	0	< 10^-10	35	3	2	0	0.0034334
34	1	2	1	1.0715e-05	43	3	1	2	0.0099746
34	1	2	2	0.0019773	45	2	1	1	0.0093561
34	1	3	0	< 10^-10	52	2	1	1	0.0086581
34	1	3	1	< 10^-10	52	2	3	0	0.0069466
34	1	3	2	2.0992e-06	52	3	2	0	0.0043966
34	2	1	0	1.7888e-08	53	1	1	1	0.0034053
34	2	1	1	2.3537e-06	53	1	2	1	0.001312
34	2	1	2	0.0069882	53	1	3	0	0.0028582
34	2	2	0	< 10^-10	53	1	3	1	0.0085374
34	2	2	1	1.2934e-08	53	2	2	0	0.0030943
34	2	3	0	< 10^-10	53	3	1	0	0.0059158

Bei Startpositionen im Bereich von Bit 33 bis Bit 35 wurden Hinweise gegen die stochastische Unabhängigkeit gefunden – wie erwartet. Weiterhin wurden bei einigen niederwertigen Bits Auffälligkeiten entdeckt – der Grund hierfür ist nicht bekannt.

Hier bleibt festzuhalten, dass die stochastische Unabhängigkeit innerhalb der Bits 36 bis 64 mit wenigen Ausnahmen wahrscheinlich ist. Da der Entropieschätzer des LRNG jedes Ereignis ohnehin nur mit maximal 11 Bit bewertet, werden die nach diesen Tests vermuteten Abhängigkeiten nicht als problematisch eingestuft.

6.2.7 Vergleich theoretischer Entropie mit LRNG Abschätzungen

Wir haben ferner Testdaten gesammelt, die vom Linux Zufallszahlengenerator mit dem Entropiewert 0, mit dem Entropiewert 1, und mit dem Entropiewert 8 bewertet wurden. Demzufolge wird der Test mehrfach durchgeführt, wobei die Tests den gleichen, im Folgenden beschriebenen Ansatz nutzen.

Es wird die vom LRNG berechnete Entropie für ein Ereignis mit dem gewünschten Entropiewert von 0 (entsprechend auch für 1 und 8) verglichen. Wenn das Ereignis einen anderen Entropiewert aufweist, wird es verworfen. Ansonsten wird der Ereigniswert aufgezeichnet.

Eine Besonderheit bei den Interrupt-Ereignissen ist zu nennen: da sich die gesamte Analyse mit den LRNG Entropie-Pools `input_pool`, `blocking_pool` und ChaCha20-DRNG beschäftigt, werden die Eingaben in diese Pools analysiert. Bei den Interrupt-Ereignissen wird der `input_pool` nicht mehr direkt von den Hardware-Ereignissen gespeist (wie bei Eingabegeräten oder Blockgeräten), sondern aus den Werten des `fast_pools`. Dies berücksichtigt der vorliegende Test und nimmt pro Einmischen der Daten aus dem `fast_pool` alle 4 32 Bit Wörter des `fast_pool` und interpretiert diese als Ereigniswerte.

Wie bereits an anderer Stelle ersichtlich, hat der `fast_pool` bereits eine große Bandbreite an möglichen Werten und damit eine hohe Shannon-Entropie. Im Gegensatz dazu nimmt der

LRNG an, dass bei einem Einmischen einer Kopie eines `fast_pool` in den input_pool nur ein Bit an Entropie dem input_pool hinzugefügt wird. Damit wird klar, dass die Entropieschätzung des LRNG die vorhandene Entropie im `fast_pool` unterschätzt. Dennoch muss man den hohen Wert der Shannon-Entropie im `fast_pool` kritisch beleuchten: ein Ereignis, welches von der HID- oder auch der Blockgeräte-Rauschquelle aufgezeichnet wird, wird zwangsläufig auch immer vom `fast_pool` aufgezeichnet, da alle diese Ereignisse immer Interrupts erzeugen. Damit ergibt sich eine hohe Korrelation zwischen den Zeitstempeln der Ereignisse, die via HID- oder auch der Blockgeräte-Rauschquelle genutzt werden, und den Zeitstempeln, die in die `fast_pools` eingehen. Diese Korrelation wird vermutlich durch die Art-und-Weise, wie die fast_pools verwaltet werden, ausreichend reduziert. Damit stellt die Annahme, dass ein Bit an Entropie in dem fast_pool nach dem Einmischen von mindestens 64 Interrupts vorhanden ist, immer noch eine Unterschätzung der Entropie dar.

Die Analyse der Entropie erfolgte analog zu Abschnitt 6.2.3, indem die Häufigkeiten der einzelnen Bits der Ereigniswerte berechnet werden. Weiterhin werden die theoretischen Entropiemaße

- untere Entropieschranke (bzw. minimale Entropie) und
- die Shannon-Entropie

aus den Ereigniswerten berechnet.

Das Ziel des Tests ist aufzuzeigen, dass die theoretischen Entropiemaße immer größer oder gleich der vom LRNG berechneten Entropie ist. Damit würde die Entropieberechnung des LRNG als konservativ angesehen werden.

Für diesen Test stammen alle Hardware-Ereignisse von allen Entropiesammelfunktionen.

Die Stichprobenanzahl bezieht sich immer auf die Anzahl der Ereignisse mit der gewünschten Entropie.

6.2.7.1 Testdurchführung

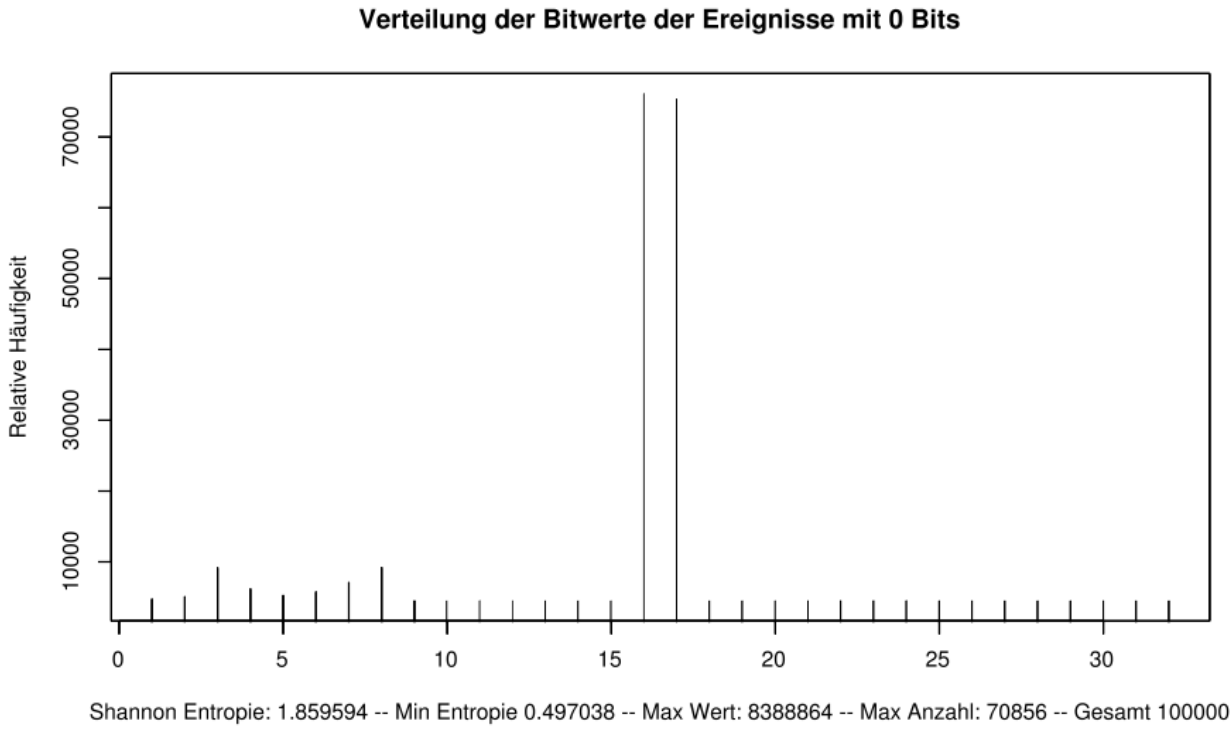
Ausgehend von diesen Anfangsüberlegungen wurde folgender Test für den Entropiewert von 0 erstellt:

- Das SystemTap-Skript compare_rng_shannon.stp wurde für die gewünschte Entropie 0, 1 und 8 erstellt. Das Shell Skript gendata.sh enthält die Stichprobenanzahl mit der Variable num_samplings. Dieses Skript erzeugen eine Liste mit den beobachteten Ereigniswerten und einer Aufsummierung des Auftretens der einzelnen Bits der Ereigniswerte.
- Das SystemTap-Skript wird mit dem Bash-Skript gendata.sh initialisiert.
- Das R-Project-Programm compare_rng_shannon.r erstellen die folgenden Graphiken und Tabellen aus den erzeugten Datenreihen.

Die gesetzte Stichprobenanzahl ist $S = 100.000$ für die Ereignisse für die der LRNG 0 Bit und 1 Bit Entropie annimmt. Hingegen ist die Stichprobengröße für die Ereignisse, für die der LRNG 8 Bit Entropie annimmt, $S = 10.000$ aufgrund der Seltenheit solcher Ereignisse.

6.2.7.1.1 LRNG Entropieschätzung von 0 Bit pro Ereignis

Ausgehend von dieser Stichprobenanzahl wurde auf dem Testsystem eine Datenreihe mit Ereigniswerten erzeugt. Die Bitwerte der einzelnen Ereigniswerte werden in folgendem Histogramm aufgezeigt.

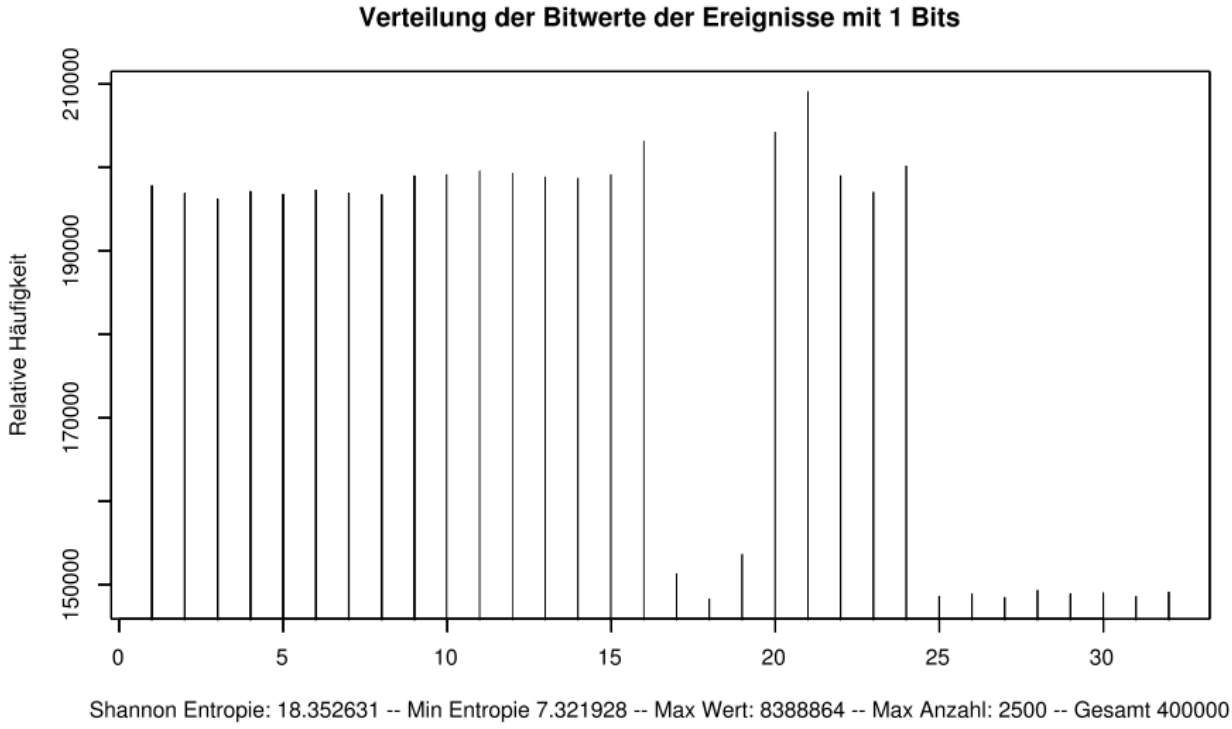


Des Weiteren sind in dem Histogramm folgende Werte bezogen auf die Ereigniswerte dargestellt:

- Ereigniswert, welcher am häufigsten auftritt und damit die untere Entropieschranke bestimmt
- Anzahl des am häufigsten auftretenden Ereigniswerts

6.2.7.1.2 LRNG Entropieschätzung von 1 Bit pro Ereignis

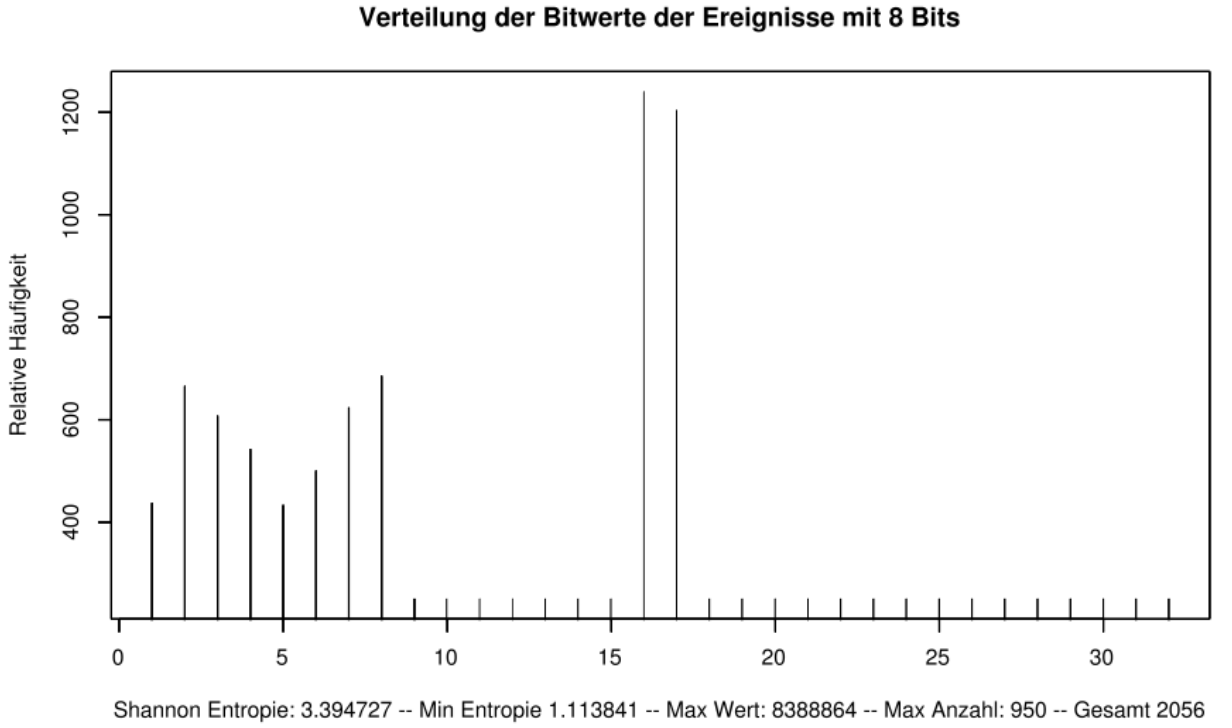
Ausgehend von dieser Stichprobenanzahl wurde auf dem Testsystem eine Datenreihe mit Ereigniswerten erzeugt. Die Bitwerte der einzelnen Ereigniswerte werden in folgendem Histogramm aufgezeigt.



Wieder ist mit „Max Wert“ der am häufigsten gemessene Wert und mit „Max Anzahl“ die Anzahl für das Auftreten von „Max Wert“ angegeben.

6.2.7.1.3 LRNG Entropieschätzung von 8 Bit pro Ereignis

Ausgehend von der genannten Stichprobenanzahl wurde auf dem Testsystem eine Datenreihe mit Ereigniswerten erzeugt. Die Bitwerte der einzelnen Ereigniswerte werden in folgendem Histogramm aufgezeigt.



Wieder ist mit „Max Wert“ der am häufigsten gemessene Wert und mit „Max Anzahl“ die Anzahl für das Auftreten von „Max Wert“ angegeben.

6.2.7.2 Interpretation der Ergebnisse

Die theoretische Entropie der Werte, welche im LRNG mit einer Entropie von Null bewertet werden, ist größer als Null. **Demzufolge ist der LRNG bei Ereignissen welche mit Null Bit Entropie bewertet werden, konservativer als eine theoretische Berechnung.**

Wie erwartet zeigen die theoretischen Entropiewerte der Ereignisse, welche im LRNG mit einer Entropie von eins bewertet werden, hohe Werte für die Shannon-Entropie und die minimale Entropie. **Demzufolge ist der LRNG bei Ereignissen welche mit ein Bit Entropie bewertet werden, konservativer als eine theoretische Berechnung.**

Hingegen ist die theoretische Entropie der Werte, welche der LRNG mit einer Entropie von 8 Bit bewertet, kleiner. **Demzufolge liegt bei Ereignissen welche mit 8 Bit Entropie bewertet werden, eine optimistischere Abschätzung des LRNG vor als eine theoretische Berechnung zulässt.**

6.3 Initialisierung des ChaCha20-DRNGs

Wie in Kapitel 2.5 beschrieben, wird zur Start-Zeit des Kerns:

- 2 mit 64 Interrupts gefüllte `fast_pool` Zustände in den ChaCha20-DRNG injeziert;
- jegliche Entropie aus den Ereignissen direkt in den ChaCha20 eingemischt. Dies geschieht so lange, bis 128 Bits an Entropie gesammelt wurden. Danach wird auf das Normalverhalten umgeschaltet, bei dem der input_pool die Entropie erhält.

Der folgende Test instrumentiert den Kern derart, dass bei jedem Einmischen eines Ereignisses dessen heuristische Entropie aufsummiert wird. Des Weiteren wird bei jeder Generierung von Zufallsdaten via get_random_bytes oder /dev/urandom der Wert der aufsummierten heuristischen Entropie zusammen mit der Anzahl aller eingemischen Hardware-Ereignisse ausgedruckt.

Entropie für kryptographische Mechanismen wird üblicherweise erst verwendet, wenn der User-Space startet (zum Beispiel von kryptographischen Bibliotheken wie OpenSSL). Demzufolge ist es interessant zu wissen, wie viel Gesamt-Entropie wurde bereits erhalten, wenn der User-Space startet. Damit kann man eine Aussage treffen, ob der ChaCha20-DRNG tatsächlich vollständig mit 128 Bit initialisiert wurde, wenn deterministische RNGs vom ChaCha20-DRNG Daten beziehen.

Der User Space kann erst starten, wenn mindestens ein Dateisystem gemountet wird. Folgender Log-Eintrag wurde erzeugt:

```
[    3.537579] get_random_bytes: data pulled with 129 entropy and 374 events
[    3.565855] EXT4-fs (sda3): mounted filesystem with ordered data mode.
Opts: acl,user_xattr
```

Dieser Log-Eintrag zeigt das Mounten des ersten Dateisystems und die gesamte gesammelte Entropie bis zu diesem Zeitpunkt. Der Log zeigt auf, dass 374 Ereignisse gemessen wurden, welche insgesamt 129 Bit an Entropie geliefert haben.

Des Weiteren zeigt der Log des Kerns (welcher hier nicht vollständig aufgelistet wurde), dass 115 Aufrufe von get_random_bytes bis zu diesem Zeitpunkt erfolgten.

Man kann demzufolge festhalten, dass:

- der ChaCha20 zum Zeitpunkt des Starts des User-Space vollständig initialisiert wurde;
- einige Zufallszahlen für nicht-kryptographische Zwecke bereits generiert wurden.

Dieser Test wurde für 10 weitere Systemstarts durchgeführt. Dabei hat der Test immer einen Entropiewert zwischen 129 Bit und 133 gezeigt. Für diese Entropiewerte wurden zwischen 370 und 460 Ereignisse registriert.

7 Weitere Tests

7.1 Verwendung der Zufallsdaten

Neben der Analyse der Sammlung von Entropie und der Verarbeitung der Entropiedaten, ist natürlich auch die Verwendung der aus dem LRNG generierten Zufallszahlen interessant. In Abschnitt 6.1.2 wurde bereits auf den folgenden Test verwiesen. Er hat sich durch aufkommende Fragen zu dem unerwarteten Entropie-Verlauf im genannten Abschnitt angeboten.

Die Nutzer des LRNGs sind folgende:

- Kerninterne Dienste, die mit Hilfe der Funktion `get_random_bytes` Zufallsdaten aus dem LRNG extrahieren. Wie beschrieben nutzt diese Funktion den ChaCha20-DRNG.
- User-Space welcher den LRNG mittels `/dev/random` ausliest. Diese Gerätedatei stellt den Zugang zum `blocking_pool` bereit.
- Weiterhin kann der User-Space auch den LRNG mittels `/dev/urandom` auslesen, wobei der ChaCha20-DRNG verwendet wird.

7.1.1 Testdurchführung

Ausgehend von diesen Anfangsüberlegungen wurden folgende Tests für die Hardware-Klassen für Eingabegeräte und Blockgeräteaktivität definiert:

- Das SystemTap-Skript „requested_entropy.stp“ zeichnet die aufrufenden Funktionen und die angefragten Bytes auf. Die Stichprobengröße bezogen auf die Zeitdauer in Sekunden wird in der Probe timer.s in dem SystemTap-Skript festgelegt.
- Die SystemTap-Skripte werden mit dem Bash-Skript gendata.sh initialisiert. Dieses Skript installiert die notwendigen Programme, um das SystemTap-Skript beim Start-vorgang aufzurufen und damit den Startvorgang zu beobachten. Weiterhin kann das SystemTap-Skript zur Laufzeit mittels dem Skript `/sbin/stap/requested_entropy.sh` aufgerufen werden. Die generierten Daten müssen aus dem Verzeichnis $COLLECTDIR, welches im Skript `requested_entropy.sh` definiert ist, übertragen werden.
- Das Perl-Programm process_result.pl erstellt die folgende Tabelle.

7.1.2 Testresultate im laufenden System

Wie zuvor wurden S = 600 Messungen im Abstand von jeweils 1 Sekunde durchgeführt.

Die folgende Tabelle listet die Nutzer der Zufallszahlen auf. Dabei können folgende Informationen aus der Tabelle gelesen werden:

- Die linke Spalte definiert das Subsystem, aus dem der Aufrufer stammt. Alles, was nicht als „User-Space“ markiert ist, sind kerninterne Subsysteme.
- Die mittlere Spalte listet die Kernfunktion oder die Gerätedatei, welche Anfragen an den LRNG stellt auf.
- Die rechte Spalte listet die gesamte Anzahl angefragter Bytes auf. Falls eine Funktion mehrere Anfragen stellt, werden die Bytes aller Anfragen aufsummiert.

Diese Tabelle basiert auf den Daten in der Datei requested_entropy-1.txt.

Subsystem	**Anfragende Funktion**	**Angeforderte Bytes**
Network	tun_set_iff	1
Network	rt_cache_invalidate	14
Network	inet_frag_secret_rebuild	3

Subsystem	Anfragende Funktion	Angeforderte Bytes
Network	__ipv6_regen_rndid	1
UserSpace	/dev/urandom	36
Misc	reqsk_queue_alloc	4
VFS	ecryptfs_write_headers_virt	108
VFS	ecryptfs_new_file_context	108
VFS	create_elf_tables	135

7.1.3 Interpretation der Ergebnisse

Zu diesem Test gibt es keine Interpretation, da er nur die Funktionen und Mechanismen auflistet, welche Entropie abgefragt haben.

7.2 Größe des Seeds

Die Diskussion des Designs des LRNG zeigt, dass beim Startvorgang ein Seed in die Entropie-Pools eingebracht werden sollte, um die initialen Stände der Pools zu durchmischen.

Es stellt sich nun die Frage, welche Größe dieser Seed haben sollte, wobei klar ist, dass es dafür keine obere Schranke gibt. Je größer der Seed ist, umso größer ist auch die Entropie der Pools. Im ungünstigsten Fall, indem ein Angreifer einfach bekannte Daten zu den Pools hinzufügt, erhöht sich die Entropie nicht - sie wird aber auch nicht verringert.

Demnach muss die minimale Größe des Seeds diskutiert werden. Als Vorbetrachtung erinnern wir uns an die in Abschnitt 2.5.1.9 besprochene Implementierung der Schreibfunktionen für die Gerätedateien `/dev/random` und `/dev/urandom`. Diese Schreibfunktion fügt die erhaltenen Daten in den `input_pool ein`.

Bei dem Hinzufügen von Daten in die Pools wird, bedingt durch die byteweise Verarbeitung von Eingabedaten, ein Eingabe-Byte auf 4 Bytes vergrößert (siehe Abschnitt 2.5.2, Schritt 1). Diese Vergrößerung wird einfach durch ein Cast von char * auf __u32 gewährleistet. Bei diesem Cast werden 24 Null-Bits zu dem Byte hinzugefügt. Des Weiteren wird der so vergrößerte Puffer um einen Wert nach links verschoben.

Es sollte also sichergestellt werden, dass alle Bits des Pools durch das Einmischen des Seeds einer potentiellen Veränderung unterworfen werden, d.h. dass der Bit-Rotation alle 32 * 32 Bits unterworfen werden.

Das Verhalten der Rotation kann anhand des folgenden kleinen Programms illustriert werden:

```
#include <stdio.h>

main()
{
        // Start rotation analysis at some point
        int input_rotate = 0;
        // Well-crafted size of the input
        int nbytes = 1024;
        // pointer into the entropy pool
        int i = 0;
        // word mask from the entropy pool
        int wordmask = 32 - 1;

        // taken from mix_pool_bytes_extract
        while(nbytes--)
        {
                printf("%d ", (input_rotate & 31));

                i = (i - 1) & wordmask;
                input_rotate += i ? 7 : 14;

                if(!(nbytes % 32))
                        printf("\n");
        }
}
```

Quellcode 34: Analyse der Rotation der Eingabedaten

Dieser Code kopiert die Verarbeitung der input_rotate Variable aus der LRNG-Funktion `_mix_pool_bytes`.

Mittels dieses Programms erhält man folgende Matrix:

0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25
7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0
14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7
21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14
28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21
3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28
10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3
17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10
24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17
31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24
6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31
13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6
20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13
27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20
2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27
9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2
16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9
23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16
30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23

5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30
12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5
19	26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12
26	1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19
1	8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26
8	15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1
15	22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8
22	29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15
29	4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22
4	11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29
11	18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4
18	25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11
25	0	7	14	21	28	3	10	17	24	31	6	13	20	27	2	9	16	23	30	5	12	19	26	1	8	15	22	29	4	11	18

Eine Zeile dieser Matrix enthält genau 32 Einträge entsprechend der Verarbeitung von 32 Eingabe-Bytes. D.h. mit einer Zeile werden alle 32 Wörter der Pools verändert. Schaut man sich aber die Veränderung des Rotationswerts an, so sieht man, dass sich bei jedem Erreichen von 32 der Rotationswert um eins nach links schiebt. Der Grund hierfür ist folgender Code:

```
input_rotate += i ? 7 : 14;
```

Die folgende Aussage gilt nur noch für die Kern-Versionen bis einschließlich 4.7.

Anhand der Matrix kann man sehr gut sehen, dass die Werte nach 32 * 32 Rotationen alle möglichen Bitwerte spaltenweise und zeilenweise angenommen haben. D.h. erst wenn

32 * 32 = 1024 Bytes

verarbeitet wurden, ist definitiv sichergestellt, dass für alle Bits des blocking_pool die theoretische Möglichkeit bestand, verändert zu werden.

Demzufolge ist die untere Schranke für den Seed 1024 Bytes bei Kern-Versionen bis einschließlich 4.7.

Ab der Kern-Version 4.8 wird der input_pool direkt durchmischt. Unter der gleichen Zielsetzung, das alle Bits des Entropie-Pools gleichmäßig durchmischt werden sollen, muss der Seed 32 * 128 Rotierungen umfassen und damit 32 *128 = 4096 Bytes umfassen.

Demzufolge ist die untere Schranke für den Seed 4096 Bytes bei Kern-Versionen ab 4.8.

7.3 Test Procedure A

Die folgenden Tests stammen aus der [AIS2031] Test Procedure A.

Um den Test auf eine ausreichend große Stichprobe anzuwenden, wurden Zufallszahlen ausschließlich aus `/dev/urandom` verarbeitet. Designbedingt sind `/dev/random` und `/dev/urandom` mit der Ausnahme der Entropieschätzung/anforderung identisch. Auf Basis der Gemeinsamkeiten können folgende Aussagen getroffen werden:

- `/dev/urandom` enthält weniger oder maximal gleich viel Entropie wie `/dev/random`.
- Die Messungen mit Hilfe der BSI Test Suite A prüfen die Verteilung der Ausgabedaten. Diese Verteilung wird alleine von dem verwendeten SHA-1 Hash bestimmt. Die Entropie hat keinen Einfluss auf die Tests.

7.3.1 Testdurchführung

Als Stichprobengröße wird $S = 100 MByte$ verwendet.

Die Zufallszahlen aus dem LRNG wurden mittels folgendem Kommando erzeugt:

```
dd if=/dev/urandom of=testsuiteA-urandom.data bs=1024 count=100000
```

Die erzeugte Datei mit den Zufallszahlen wird in den folgenden Tests verwendet.

Des Weiteren wurde das Perl-Programm ntg.1.5/test_proc_A.pl erstellt, das die in [AIS2031], Test Procedure A, definierten Tests implementiert. Dieses Perl-Programm wurde mit den generierten Zufallszahlen wie folgt aufgerufen:

```
perl ./test_proc_A.pl testsuiteA-urandom.data
```

Es extrahiert die ersten 20.000 Bits aus der Datei mit den Zufallszahlen. Diese Stichprobe ist die Grundlage für die in Test Procedure A definierten Tests.

7.3.2 Testresultate

Der Aufruf des Perl Programms erzeugte folgende Resultate:

```
Test T0 passed
Test T1 passed
Test T2 passed
Test T3 passed
Test T4 passed
Test T5 passed
```

Damit sind alle Tests aus der Test Procedure A erfüllt worden.

7.4 BSI Test Suite A

Zur Unterstützung der NTG.1.5 Analyse wurde die BSI Test Suite A verwendet, um die Ausgabe des LRNG zu prüfen.

Die Analyse wurde ebenfalls, wie in Abschnitt 7.3 beschrieben, nur für `/dev/urandom` durchgeführt und ist damit eine untere Abschätzung für `/dev/random`.

7.4.1 Testdurchführung

Als Stichprobengröße wird $S = 100\,MByte$ verwendet.

Die Zufallszahlen aus dem LRNG wurden mittels folgendem Kommando erzeugt:

```
dd if=/dev/urandom of=testsuiteA-urandom.data bs=1024 count=100000
```

Die erzeugte Datei mit den Zufallszahlen wird mittels dem BSI-Analyseprogramm verarbeitet.

7.4.2 Testresultate

Das BSI-Analyseprogramm hat keine Auffälligkeiten feststellen können. Damit erfüllen die Zufallszahlen die vom BSI-Analyseprogramm gestellten Qualitätsanforderungen.

Die genauen Testresultate sind in der Datei ntg.1.5/AIS 31.log zu finden.

7.5 LRNG Ausgabe und „dieharder“-Test

Zur Unterstützung der NTG.1.5-Analyse wurde die „dieharder“[33]-Test-Suite verwendet, um die Ausgabe des LRNG zu prüfen.

Die Analyse wurde ebenfalls, wie in Abschnitt 7.3 beschrieben, nur für `/dev/urandom` durchgeführt, welches noch den `nonblocking_pool` verwendet. Der „dieharder“ Test kann nicht für `/dev/random` durchgeführt werden, da diese Datenquelle viel zu wenig Daten für „dieharder“ liefert. Da der verwendete Datenstrom aus `/dev/urandom` mit der gleichen kryptographischen Nachbearbeitung erzeugt wird, wie `/dev/random` und basierend auf dem Design von `/dev/random`, dass ständig neue Entropie in den Entropie-Pool eingemischt wird, ist das „dieharder“ Resultat für `/dev/urandom` eine untere Abschätzung für `/dev/random`.

7.5.1 Testdurchführung

Der Test wurde mittels folgendem Kommando durchgeführt: ntg.1.5/dieharder-urandom.sh.

33 Siehe http://www.phy.duke.edu/~rgb/General/dieharder.php.

7.5.2 Testresultate

Folgende Resultate (die auch in der Datei ntg.1.5/dieharder-urandom-result.txt zu finden sind) sind von dem Test erzeugt worden:

```
#=============================================================================#
#            dieharder version 3.31.1 Copyright 2003 Robert G. Brown          #
#=============================================================================#
   rng_name    |rands/second|   Seed   |
stdin_input_raw|  1.49e+06  |1086582434|
#=============================================================================#
        test_name   |ntup| tsamples |psamples|  p-value |Assessment
#=============================================================================#
   diehard_birthdays|   0|       100|     100|0.31536555|  PASSED
      diehard_operm5|   0|   1000000|     100|0.67725614|  PASSED
  diehard_rank_32x32|   0|     40000|     100|0.69686688|  PASSED
    diehard_rank_6x8|   0|    100000|     100|0.04824161|  PASSED
   diehard_bitstream|   0|   2097152|     100|0.49047865|  PASSED
        diehard_opso|   0|   2097152|     100|0.71011245|  PASSED
        diehard_oqso|   0|   2097152|     100|0.54516007|  PASSED
         diehard_dna|   0|   2097152|     100|0.84201170|  PASSED
diehard_count_1s_str|   0|    256000|     100|0.97082212|  PASSED
diehard_count_1s_byt|   0|    256000|     100|0.01596907|  PASSED
 diehard_parking_lot|   0|     12000|     100|0.75842967|  PASSED
    diehard_2dsphere|   2|      8000|     100|0.87060588|  PASSED
    diehard_3dsphere|   3|      4000|     100|0.47992921|  PASSED
     diehard_squeeze|   0|    100000|     100|0.44846381|  PASSED
        diehard_sums|   0|       100|     100|0.11426153|  PASSED
        diehard_runs|   0|    100000|     100|0.39331276|  PASSED
        diehard_runs|   0|    100000|     100|0.62035847|  PASSED
       diehard_craps|   0|    200000|     100|0.71670127|  PASSED
       diehard_craps|   0|    200000|     100|0.49466306|  PASSED
 marsaglia_tsang_gcd|   0|  10000000|     100|0.64294019|  PASSED
 marsaglia_tsang_gcd|   0|  10000000|     100|0.78617153|  PASSED
         sts_monobit|   1|    100000|     100|0.36187950|  PASSED
            sts_runs|   2|    100000|     100|0.03106116|  PASSED
          sts_serial|   1|    100000|     100|0.13669643|  PASSED
          sts_serial|   2|    100000|     100|0.55496441|  PASSED
          sts_serial|   3|    100000|     100|0.82997651|  PASSED
          sts_serial|   3|    100000|     100|0.81887292|  PASSED
          sts_serial|   4|    100000|     100|0.53442840|  PASSED
          sts_serial|   4|    100000|     100|0.72290465|  PASSED
          sts_serial|   5|    100000|     100|0.52142057|  PASSED
          sts_serial|   5|    100000|     100|0.12917803|  PASSED
          sts_serial|   6|    100000|     100|0.23589163|  PASSED
          sts_serial|   6|    100000|     100|0.03031741|  PASSED
          sts_serial|   7|    100000|     100|0.62901409|  PASSED
          sts_serial|   7|    100000|     100|0.86621233|  PASSED
          sts_serial|   8|    100000|     100|0.49603287|  PASSED
          sts_serial|   8|    100000|     100|0.08757404|  PASSED
          sts_serial|   9|    100000|     100|0.11066353|  PASSED
          sts_serial|   9|    100000|     100|0.28073129|  PASSED
          sts_serial|  10|    100000|     100|0.28190901|  PASSED
          sts_serial|  10|    100000|     100|0.95473365|  PASSED
          sts_serial|  11|    100000|     100|0.89068288|  PASSED
          sts_serial|  11|    100000|     100|0.57411409|  PASSED
          sts_serial|  12|    100000|     100|0.89548510|  PASSED
          sts_serial|  12|    100000|     100|0.22948460|  PASSED
```

```
          sts_serial|  13|    100000|     100|0.94840423|  PASSED
          sts_serial|  13|    100000|     100|0.71772291|  PASSED
          sts_serial|  14|    100000|     100|0.11055728|  PASSED
          sts_serial|  14|    100000|     100|0.08125634|  PASSED
          sts_serial|  15|    100000|     100|0.57779319|  PASSED
          sts_serial|  15|    100000|     100|0.89835181|  PASSED
          sts_serial|  16|    100000|     100|0.86220685|  PASSED
          sts_serial|  16|    100000|     100|0.29394587|  PASSED
         rgb_bitdist|   1|    100000|     100|0.03898038|  PASSED
         rgb_bitdist|   2|    100000|     100|0.99019346|  PASSED
         rgb_bitdist|   3|    100000|     100|0.13567320|  PASSED
         rgb_bitdist|   4|    100000|     100|0.13766308|  PASSED
         rgb_bitdist|   5|    100000|     100|0.95776240|  PASSED
         rgb_bitdist|   6|    100000|     100|0.75690297|  PASSED
         rgb_bitdist|   7|    100000|     100|0.82007452|  PASSED
         rgb_bitdist|   8|    100000|     100|0.63679309|  PASSED
         rgb_bitdist|   9|    100000|     100|0.90348914|  PASSED
         rgb_bitdist|  10|    100000|     100|0.27844131|  PASSED
         rgb_bitdist|  11|    100000|     100|0.42111074|  PASSED
         rgb_bitdist|  12|    100000|     100|0.56348314|  PASSED
rgb_minimum_distance|   2|     10000|    1000|0.63788529|  PASSED
rgb_minimum_distance|   3|     10000|    1000|0.55704944|  PASSED
rgb_minimum_distance|   4|     10000|    1000|0.76344526|  PASSED
rgb_minimum_distance|   5|     10000|    1000|0.02953872|  PASSED
    rgb_permutations|   2|    100000|     100|0.42197498|  PASSED
    rgb_permutations|   3|    100000|     100|0.99951875|   WEAK
    rgb_permutations|   4|    100000|     100|0.36724237|  PASSED
    rgb_permutations|   5|    100000|     100|0.78048531|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   0|   1000000|     100|0.86434351|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   1|   1000000|     100|0.13086685|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   2|   1000000|     100|0.13857371|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   3|   1000000|     100|0.07721072|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   4|   1000000|     100|0.58458552|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   5|   1000000|     100|0.27657593|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   6|   1000000|     100|0.40551988|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   7|   1000000|     100|0.86343493|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   8|   1000000|     100|0.38415504|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   9|   1000000|     100|0.94738402|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  10|   1000000|     100|0.14885456|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  11|   1000000|     100|0.95748401|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  12|   1000000|     100|0.32835960|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  13|   1000000|     100|0.01438556|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  14|   1000000|     100|0.96801886|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  15|   1000000|     100|0.66719287|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  16|   1000000|     100|0.46693451|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  17|   1000000|     100|0.20911935|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  18|   1000000|     100|0.92160709|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  19|   1000000|     100|0.95330337|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  20|   1000000|     100|0.57750745|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  21|   1000000|     100|0.65592667|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  22|   1000000|     100|0.43698596|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  23|   1000000|     100|0.42320983|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  24|   1000000|     100|0.90257721|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  25|   1000000|     100|0.84688128|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  26|   1000000|     100|0.29661338|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  27|   1000000|     100|0.53637839|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  28|   1000000|     100|0.91801343|  PASSED
```

```
      rgb_lagged_sum|  29|   1000000|     100|0.52916862|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  30|   1000000|     100|0.86248388|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  31|   1000000|     100|0.70107788|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  32|   1000000|     100|0.46127037|  PASSED
     rgb_kstest_test|   0|     10000|    1000|0.31637582|  PASSED
     dab_bytedistrib|   0|  51200000|       1|0.62077482|  PASSED
             dab_dct| 256|     50000|       1|0.15827817|  PASSED
Preparing to run test 207.  ntuple = 0
        dab_filltree|  32|  15000000|       1|0.89664680|  PASSED
        dab_filltree|  32|  15000000|       1|0.76718916|  PASSED
Preparing to run test 208.  ntuple = 0
       dab_filltree2|   0|   5000000|       1|0.06799260|  PASSED
       dab_filltree2|   1|   5000000|       1|0.93894852|  PASSED
Preparing to run test 209.  ntuple = 0
        dab_monobit2|  12|  65000000|       1|0.25284199|  PASSED
```

Alle Tests sind positiv ausgefallen, d.h. es wurden keine Hinweise gegen die statistische Qualität der Zufallszahlen aus `/dev/urandom` gefunden.

Dennoch ist ein Testresultat als „weak“ markiert. Dieses schwache Resultat ist bei Testwiederholungen aufgetaucht. Die Aussage der Tests, die schwache Resultate lieferten, ist nicht abschließend geklärt. In der Beschreibung zu dieharder wird ebenfalls darauf hingewiesen, dass ein oder zwei Resultate als „weak“ markiert sein können, obwohl der Datensatz dennoch keine statistische Abweichungen vom Weißen Rauschen aufweist. Damit wird ein Resultat „weak“ als irrelevantes Artefakt angesehen.

7.6 Test des Referenzsystems

Entsprechend den Vorgaben des BSI wurden zusätzliche Tests auf folgendem Referenzsystem durchgeführt:

- Hersteller Dell
- Modell Optiplex 780
- Prozessor Intel Core 2 Duo
- Taktfrequenz 3000 MHz
- Arbeitsspeicher 4096 MB
- Festplatte (HDD) 160 GB
- Optisches - Laufwerk DVD-RW
- Chipsatz Intel Q45 Express
- Modell (Grafik) GMA 4500
- Anschlüsse Displayport / VGA
- Prozessortyp E8400
- Technologie Dual-Core
- Socket Socket 775
- Front-Side-Bus 1333 MHz
- Taktfrequenz 3000 MHz
- L2 Cache 6144KB
- Besonderheiten CPU 64bit-fähig, Intel VT-x/d
- Arbeitsspeicher 4096 MB
- max. Speichergröße 8192 MB
- Speichertaktung 1066 MHz

- Speicherspezifikation DDR3-SDRAM
- Speicherbänke 4
- HDD - Schnittstelle SATA
- HDD - Formfaktor 8,9cm / 3.5 Zoll
- Optisches - Laufwerk DVD-RW

Das System wurde mit openSUSE Linux betrieben, welches wie folgt konfiguriert ist:

- 32-Bit-Version von openSUSE 13.1 mit GNOME
- Kern 4.0 von http://www.kernel.org
- Desktop-Installation mit LibreOffice, Firefox, KMail

Während der Durchführung der Tests wurde ein normaler Büroalltag simuliert, indem auf dem PC die folgenden Aktionen durchgeführt wurden:

- 0,5h mittels rekonq (Standardbrowser Kubuntu) Internet-Recherche durchgeführt
- 0,3h E-Mail Adresse in KMail einrichten und E-Mail aus einem Webformular an diese schicken. E-Mail wurde empfangen, gelesen und bearbeitet.
- 0,3h Route auf Google Maps planen und günstigste Strecke in LibreOffice Calc berechnen.
- 0,5h Abtippen eines Zeitungsartikels in OpenOffice Writer und anschließend auf der Festplatte speichern. Mit KCalc ein paar Werte des Artikels nach-berechnen.
- 0,5h Videos von Youtube mit Firefox betrachtet
- 0,5h Mails im KMail lesen, schreiben.
- 0,1h Abtippen eines Zeitungsartikels in LibreOffice Writer und anschließend auf der Festplatte speichern.
- 1,0h Surfen mit Firefox (u.a. Social Networks)
- 1,0h Abtippen eines Zeitungsartikels in LibreOffice Writer und anschließend auf der Festplatte speichern.
- 1,5h Pause (PC unbesetzt)

Die folgenden Unterabschnitte beinhalten die Beschreibung und die Testresultate der durchgeführten Tests.

7.6.1 Test entsprechend Abschnitt 7.3

Auf dem Referenzsystem wurde eine Stichprobe $S = 200\,MByte$ gewählt.

Der Aufruf des Perl Programms erzeugte folgende Resultate:

```
Test T0 passed
Test T1 passed
Test T2 passed
Test T3 passed
Test T4 passed
Test T5 passed
```

Damit sind alle Tests aus der Test Procedure A erfüllt worden.

7.6.2 Test entsprechend Abschnitt 7.4

Auf dem Referenzsystem wurde eine Stichprobe $S = 200\,MByte$ gewählt.

Die genauen Testresultate sind in der Datei reference_system/AIS 31.log zu finden.

7.6.3 Test entsprechend Abschnitt 7.5

Das Referenzsystem zeigte folgende Resultate:

```
#=============================================================================#
```

```
#            dieharder version 3.31.1 Copyright 2003 Robert G. Brown          #
#=============================================================================#
   rng_name    |rands/second|   Seed   |
stdin_input_raw|  2.59e+06  | 274628091|
#=============================================================================#
        test_name   |ntup| tsamples |psamples|  p-value |Assessment
#=============================================================================#
   diehard_birthdays|   0|       100|     100|0.41171179|  PASSED
      diehard_operm5|   0|   1000000|     100|0.49149457|  PASSED
  diehard_rank_32x32|   0|     40000|     100|0.80357258|  PASSED
    diehard_rank_6x8|   0|    100000|     100|0.94991420|  PASSED
   diehard_bitstream|   0|   2097152|     100|0.13106722|  PASSED
        diehard_opso|   0|   2097152|     100|0.57420686|  PASSED
        diehard_oqso|   0|   2097152|     100|0.96891939|  PASSED
         diehard_dna|   0|   2097152|     100|0.09019472|  PASSED
diehard_count_1s_str|   0|    256000|     100|0.67751697|  PASSED
diehard_count_1s_byt|   0|    256000|     100|0.17507871|  PASSED
 diehard_parking_lot|   0|     12000|     100|0.31899023|  PASSED
    diehard_2dsphere|   2|      8000|     100|0.67842038|  PASSED
    diehard_3dsphere|   3|      4000|     100|0.20818993|  PASSED
     diehard_squeeze|   0|    100000|     100|0.73862645|  PASSED
        diehard_sums|   0|       100|     100|0.43270809|  PASSED
        diehard_runs|   0|    100000|     100|0.74701871|  PASSED
        diehard_runs|   0|    100000|     100|0.84619408|  PASSED
       diehard_craps|   0|    200000|     100|0.52566774|  PASSED
       diehard_craps|   0|    200000|     100|0.96754452|  PASSED
 marsaglia_tsang_gcd|   0|  10000000|     100|0.16097194|  PASSED
 marsaglia_tsang_gcd|   0|  10000000|     100|0.11097988|  PASSED
         sts_monobit|   1|    100000|     100|0.33979824|  PASSED
            sts_runs|   2|    100000|     100|0.67239521|  PASSED
          sts_serial|   1|    100000|     100|0.97239261|  PASSED
          sts_serial|   2|    100000|     100|0.65336889|  PASSED
          sts_serial|   3|    100000|     100|0.85283530|  PASSED
          sts_serial|   3|    100000|     100|0.07645680|  PASSED
          sts_serial|   4|    100000|     100|0.84630512|  PASSED
          sts_serial|   4|    100000|     100|0.11841305|  PASSED
          sts_serial|   5|    100000|     100|0.68829028|  PASSED
          sts_serial|   5|    100000|     100|0.69453446|  PASSED
          sts_serial|   6|    100000|     100|0.93238140|  PASSED
          sts_serial|   6|    100000|     100|0.56928225|  PASSED
          sts_serial|   7|    100000|     100|0.16831358|  PASSED
          sts_serial|   7|    100000|     100|0.23848256|  PASSED
          sts_serial|   8|    100000|     100|0.23085872|  PASSED
          sts_serial|   8|    100000|     100|0.52827515|  PASSED
          sts_serial|   9|    100000|     100|0.24113164|  PASSED
          sts_serial|   9|    100000|     100|0.47464511|  PASSED
          sts_serial|  10|    100000|     100|0.31281933|  PASSED
          sts_serial|  10|    100000|     100|0.43507879|  PASSED
          sts_serial|  11|    100000|     100|0.16246896|  PASSED
          sts_serial|  11|    100000|     100|0.43790007|  PASSED
          sts_serial|  12|    100000|     100|0.12820566|  PASSED
          sts_serial|  12|    100000|     100|0.94178175|  PASSED
          sts_serial|  13|    100000|     100|0.00729859|  PASSED
          sts_serial|  13|    100000|     100|0.40317689|  PASSED
          sts_serial|  14|    100000|     100|0.04106450|  PASSED
          sts_serial|  14|    100000|     100|0.98180431|  PASSED
          sts_serial|  15|    100000|     100|0.96062894|  PASSED
```

```
          sts_serial|  15|    100000|     100|0.43722624|  PASSED
          sts_serial|  16|    100000|     100|0.47379827|  PASSED
          sts_serial|  16|    100000|     100|0.54448799|  PASSED
         rgb_bitdist|   1|    100000|     100|0.96102556|  PASSED
         rgb_bitdist|   2|    100000|     100|0.29808276|  PASSED
         rgb_bitdist|   3|    100000|     100|0.62253926|  PASSED
         rgb_bitdist|   4|    100000|     100|0.29133215|  PASSED
         rgb_bitdist|   5|    100000|     100|0.71247694|  PASSED
         rgb_bitdist|   6|    100000|     100|0.71386568|  PASSED
         rgb_bitdist|   7|    100000|     100|0.04669202|  PASSED
         rgb_bitdist|   8|    100000|     100|0.16674610|  PASSED
         rgb_bitdist|   9|    100000|     100|0.13097007|  PASSED
         rgb_bitdist|  10|    100000|     100|0.62659937|  PASSED
         rgb_bitdist|  11|    100000|     100|0.24884007|  PASSED
         rgb_bitdist|  12|    100000|     100|0.66720326|  PASSED
rgb_minimum_distance|   2|     10000|    1000|0.26536325|  PASSED
rgb_minimum_distance|   3|     10000|    1000|0.52497826|  PASSED
rgb_minimum_distance|   4|     10000|    1000|0.09477451|  PASSED
rgb_minimum_distance|   5|     10000|    1000|0.89953346|  PASSED
    rgb_permutations|   2|    100000|     100|0.83974995|  PASSED
    rgb_permutations|   3|    100000|     100|0.59791278|  PASSED
    rgb_permutations|   4|    100000|     100|0.32743510|  PASSED
    rgb_permutations|   5|    100000|     100|0.43420079|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   0|   1000000|     100|0.93356574|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   1|   1000000|     100|0.29750623|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   2|   1000000|     100|0.71921232|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   3|   1000000|     100|0.15983057|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   4|   1000000|     100|0.18568327|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   5|   1000000|     100|0.93199815|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   6|   1000000|     100|0.22197795|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   7|   1000000|     100|0.97772426|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   8|   1000000|     100|0.26137247|  PASSED
      rgb_lagged_sum|   9|   1000000|     100|0.77798276|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  10|   1000000|     100|0.61172347|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  11|   1000000|     100|0.82865252|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  12|   1000000|     100|0.81911633|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  13|   1000000|     100|0.84575709|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  14|   1000000|     100|0.57885648|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  15|   1000000|     100|0.88869867|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  16|   1000000|     100|0.96680764|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  17|   1000000|     100|0.91155531|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  18|   1000000|     100|0.81421404|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  19|   1000000|     100|0.98135817|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  20|   1000000|     100|0.90092963|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  21|   1000000|     100|0.93823822|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  22|   1000000|     100|0.61468678|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  23|   1000000|     100|0.00210512|   WEAK
      rgb_lagged_sum|  24|   1000000|     100|0.87016705|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  25|   1000000|     100|0.42547854|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  26|   1000000|     100|0.79471011|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  27|   1000000|     100|0.68958296|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  28|   1000000|     100|0.86268600|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  29|   1000000|     100|0.01538072|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  30|   1000000|     100|0.32842785|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  31|   1000000|     100|0.80329559|  PASSED
      rgb_lagged_sum|  32|   1000000|     100|0.75082432|  PASSED
     rgb_kstest_test|   0|     10000|    1000|0.47865632|  PASSED
```

```
     dab_bytedistrib|   0|  51200000|       1|0.44791670|  PASSED
             dab_dct| 256|     50000|       1|0.71113256|  PASSED
Preparing to run test 207.  ntuple = 0
        dab_filltree|  32|  15000000|       1|0.76420660|  PASSED
        dab_filltree|  32|  15000000|       1|0.16485233|  PASSED
Preparing to run test 208.  ntuple = 0
       dab_filltree2|   0|   5000000|       1|0.72012991|  PASSED
       dab_filltree2|   1|   5000000|       1|0.17161987|  PASSED
Preparing to run test 209.  ntuple = 0
        dab_monobit2|  12|  65000000|       1|0.98400083|  PASSED
```

Die Testergebnisse sind konsistent mit denen aus Abschnitt 7.5.2.

8 Zusammenfassung und Ausblick

8.1 Zusammenfassung

Wir fassen die Ergebnisse dieses Berichts kurz zusammen:

- Der Linux-Kern stellt mit `/dev/random` und `/dev/urandom` zwei Gerätedateien für die Extraktion von Zufallszahlen zur Verfügung. Die Analyse in Kapitel 4 hat gezeigt, dass `/dev/random` alle Anforderungen von NTG.1 erfüllt, während `/dev/urandom` alle Anforderungen von NTG.1 bis auf NTG.1.1, also insbesondere auch DRG.3 erfüllt.
- Die Entropie-Pools wurden in Kapitel 5 einer umfangreichen Analyse unterzogen. Die durchgeführten Test weisen im Allgemeinen auf eine ausreichend gleichmäßige Verteilung von Daten innerhalb des Pools sowie eine ausreichend gleichmäßige Einmischung neuer Entropie hin. Damit kann festgestellt werden, dass die Entropie-Pools und deren Verwaltung kryptographisch sicher die Entropie akkumulieren.
- Als problematisch kann die geringe und zudem vorhersagbare Entropie beim Systemstart, insbesondere bei Headless-Systemen gesehen werden (siehe dazu Kapitel 3 und die Abschnitte 5.2.5, 5.3.5, 5.4.6). Ein Speichern des aktuellen Zustands der Entropie-Pools und (Re-)Seeding beim Booten sollte dringend erfolgen. Für Live-Systeme empfiehlt es sich deshalb, sicherheitskritische Anwendungen erst eine gewisse Zeit nach Systemstart durchzuführen, damit vorher genügend Entropie gesammelt werden konnte.
- Die Größe des Input-Pools ist nach Abschnitt 6.1 für die gesammelte Entropie ausreichend.
- Ein interessanter Aspekt ist in Abschnitt 6.1.2 aufgefallen: Bei jedem Starten eines Prozesses werden für Address-Space-Layout-Randomization (ASLR) und als Seed für interne DRNG-Zufallszahlen vom LRNG angefordert, obwohl für ASLR schwächere Zufallszahlen ausreichen sollten und für weitere Zwecke eine On-Demand-Lösung deutlich ressourcensparender wäre.
- Nach Abschnitt 6.2.1 liefern die Ereigniswerte der verschiedenen Hardware-Quellen kaum Entropie. Theoretisch kann dies untermauert werden, indem man sich die geringe Anzahl von Ausprägungen vor Augen führt. Pro Blockgerät gibt es einen Wert, für HID gibt es einen Wert pro Tastendruck/Taste Loslassen/Bewegungsrichtung der Maus.
- Die Analyse in 6.2.4 hat gezeigt, dass die Prozessorzyklen pro Ereigniswert einen Großteil der Entropie liefern, da die Auflösung des Zeitgebers sehr hoch ist. Demzufolge können die Differenzen der Prozessorzyklen eine große Bandbreite einnehmen, welches den Grad der Ungewissheit, und damit die Entropie vergrößert.
- In 6.2.5 wurde der Entropiegewinn durch Jiffies betrachtet. Als Ergebnis lässt sich festhalten, dass der Jiffie-Wert eines Ereignisses etwas Entropie liefert. Da die Größenordnung der Differenzen der Jiffie-Werte aufgrund der groben Auflösung relativ gering ist, ist damit die gemessene und theoretische Entropie ebenfalls gering.
- In Abschnitt 6.2.6 wurden stichprobenhaft Ereigniswerte (Prozessorzyklen bei Eingabegeräten und Blockgeräten) auf stochastische Unabhängigkeit geprüft. Dabei wurden zwar einige mögliche Abhängigkeiten entdeckt, die jedoch aufgrund der oberen Schranke für die Entropiebewertung einzelner Ereignisse (siehe Abschnitt 2.5.3) für unproblematisch gehalten werden.
- Nach der Untersuchung in 6.2.7 kann gesagt werden, dass für die meisten Ereignisse die Entropieschätzung des LRNG als sehr konservativ zu bezeichnen ist. Dies ist eine grundsätzlich wünschenswerte Eigenschaft. Eine ausführliche Bemerkung zur Verfahrensweise bei der Veränderung des Wertes des Entropiezählers ist im nachfolgenden Abschnitt zu finden.
- Die Frage, ob 100 Bits Entropie direkt nach dem Starten verfügbar sind, lässt sich relativ schnell beantworten: wenn `/dev/random` betrachtet wird, enthält jedes

generierte Bit (fast) ein Bit an Entropie, wenn der Seed aus der gespeicherten Datei während des Boot-Vorgangs in /dev/random eingemischt wurde. Dieser Seed stellt sicher, dass die gleichförmigen Bootvorgänge mit Entropie des vorherigen Systems vermengt werden. Diese Eigenschaft, dass jedes Ausgabebit in etwa ein Bit an Entropie besitzt, wird durch das Blockieren des Lesens auf Basis der Entropieschätzung sichergestellt.

Gesamturteil: Die Untersuchungen lassen insgesamt auf eine sehr hohe Qualität des Linux-Zufallszahlengenerators mit der Benutzerschnittstelle /dev/random schließen. Aufgrund der Ergebnisse der Tests zum Systemstart gilt jedoch die Empfehlung, dass der LRNG für sicherheitskritische Anwendungen erst nach der Einmischung der Daten aus der gespeicherten Seed-Datei verwendet wird.

8.2 Ausblick und offene Fragen

- Weder die RDRAND, noch die RDSEED-Instruktion neuerer Intel x86-Prozessoren wurde in diesem Dokument auf deren Qualität untersucht. Die Autoren empfehlen, den LRNG nicht vollständig durch den Hardware-RNG und damit durch eine einzige Rauschquelle zu ersetzen, sondern diesen nur als zusätzliche Entropie-Quelle zu nutzen und bei dieser Nutzung auf das Erhöhen des Entropiezählers zu verzichten. Auf diese Weise sind eventuell auftretende Sicherheitslücken sowie ein potentielles Abbauen der Qualität des Hardware-RNG nicht als kritisch anzusehen. Die Änderungen im Kern 3.6 verknüpfen bei der Ausgabe von Zufallszahlen die von `/dev/random` oder `/dev/urandom` erzeugten Daten mit einer gleichen Anzahl von Daten von RDRAND mittels XOR.
- Das Einbinden der Interrupts als weitere, wenn auch sehr beschränkte Rauschquelle ab Version 3.6 ist grundsätzlich als positiv zu betrachten. Dabei sind jedoch folgende Dinge zu diskutieren: Sollte ein Angreifer von Beginn des Systemstarts an den Rechner mit Netzwerkpaketen fluten, wäre es möglich, dass er größtenteils Kontrolle über den Inhalt des `input_pool` bekommt? Um die Antwort vorweg zu nehmen: Die Wahrscheinlichkeit für diesen Effekt ist kaum gegeben, da die Zeitauflösung der Messungen im Nanosekundenbereich liegt. Diese Messgenauigkeit des vom LRNG genutzten Zeitstempels ist um mehrere Potenzen größer, als die Messgenauigkeit eines Angreifers aufgrund der Netzwerklatenzen (Router, Switches, Netzwerkstacks, etc.). Aus den obigen Ausführungen geht hervor, dass aus dem Unterschied zwischen den Messgenauigkeiten eines Angreifers und der des LRNG die Entropie bezogen wird. Wenn, zum Beispiel, ein Angreifer einen Interrupt nur mit einer Messgenauigkeit von 100ns vorhersagen kann, und der LRNG den Interrupt mit 1ns Genauigkeit aufzeichnet, ist die aufgezeichnete Entropie log2(100), also ca 6,5 Bits.
- Die zusätzliche Integration weiterer Entropie-Quellen, wie etwa Lüfterdrehzahlen, wäre ebenfalls wünschenswert. Auf Android-Systemen (welche einen Linux-Kern verwenden) wird heute schon der LRNG mit den Ereignissen von vorhandenen Gyroskopen, Umgebungslichtsensoren, GPS Sensoren, etc. gefüttert.
- Die Verfahrensweise bei der Änderung des Entropiezählers ist zumindest aus Sicht der Autoren als extrem konservativ einzuschätzen: Werden beispielsweise 80 Bit von `/dev/random` angefordert, so wird der entsprechende Entropiezähler um eben diesen Wert erniedrigt. Aufgrund des Designs der Extraktionsfunktion (zweimalige Anwendung von SHA-1) scheint die Kenntnis der Ausgabe-Bits jedoch keinerlei Rückschlüsse auf den Inhalt des Pools oder nachfolgende/vorangegangene Ausgaben zuzulassen. Hier wäre eine tiefergehende Untersuchung wünschenswert. Ein denkbarer Ansatz wäre, beispielsweise /dev/urandom als deterministischen RNG zu betrachten und zu berechnen, wie viele Zufallsbits vor einem notwendigen Reseeding nach den Anforderungen der AIS20 ausgelesen werden können. Es wird vermutet, dass dieser Wert den Maximalwerten des Entropiezählers (= 1024) weit übertrifft.

Appendix A Technische Aspekte und Implementierung

Um Aussagen über die Qualität der Zufallszahlen aus dem LRNG zu treffen, muss sein Verhalten zur Laufzeit überwacht werden. Dazu bedarf es einer Instrumentierung des Kerns, mit der die interessanten Parameter ausgelesen werden können, ohne die Aussagekraft dieser Werte wesentlich zu beeinträchtigen.

Der Linux-Kern in der vorliegenden Version implementiert eine Reihe von Tracing-Mechanismen, die zur Laufzeit des Kerns angewendet werden können. Folgende Tracing- Mechanismen sind möglich:

- SystemTap
- Ftrace
- KGDB
- Manuelle Instrumentierung des Quellcodes mittels printk()
- ptrace() für die Analyse von Systemaufrufen

Im Folgenden werden die in der Analyse eingesetzten Mechanismen erläutert. Die Erklärung diskutiert ebenfalls den Einfluss der Messungen auf die Resultate. Da alle Messungen das Zeitverhalten des Linux-Kerns und damit des LRNGs beeinflussen und der Umstand, dass die Entropieabschätzungen des LRNG auf Zeitvarianzen basieren, haben alle Messreihen immer einen Einfluss auf die Ergebnisse. Da dieser Einfluss aber für jedes aufgezeichnete und vom LRNG verarbeitete Ereignis gleich ist, kommt diese zeitliche Verlangsamung der LRNG Operation der Ausführung des LRNG auf einem langsameren Rechner gleich. Da der LRNG unabhängig von der CPU-Geschwindigkeit konsistente Resultate liefern soll, ist damit der Einfluss der Tests auf die gemessenen Resultate als vernachlässigbar einzustufen.

Es bestehen grundsätzlich viele Möglichkeiten, ein Tracing im Linux-Kern zu implementieren. Selbst wenn der Linux-Kern von Haus aus keine Tracing-Mechanismen implementieren würde, bestünde immer noch die Möglichkeit, den Linux-Kern zu modifizieren, neu zu übersetzen und dann die Messungen durchzuführen. Solch ein Ansatz hat allerdings gravierende Nachteile bezüglich der Auswahlkriterien für einen angemessenen Tracing-Mechanismus, denn:

- Der Einfluss des Tracing-Mechanismus auf die Messreihen und die Aussagekraft der Messreihen für einen Kern im Normalbetrieb muss vernachlässigbar sein.
- Die Messreihen sollten an einem laufenden System erstellbar sein. D.h., das Einspielen von Patches in den Quellcode des Kerns, ein erneutes Übersetzen und Starten des Kerns sollte vermieden werden. Der Grund dafür ist, dass ein erneutes Übersetzen zwangsläufig zu einem anderen Binärcode führt, da die distributionsspezifische Bauumgebung des originalen Kerns kaum im Labor wiederherstellbar ist.
- Die Messreihen sollen ohne großen Aufwand auf neueren Kernversionen wiederholbar sein.

Im Folgenden werden die verwendeten Tracing-Mechanismen näher erläutert.

A.1 SystemTap

SystemTap stellt eine Infrastruktur im Linux-Kern bereit, um die Sammlung von Informationen über den Linux-Kern zu vereinfachen. Im Gegensatz zu althergebrachten Werkzeugen (Methoden) zur Kernanalyse entfällt bei SystemTap für den Entwickler die Notwendigkeit, Code im Linux-Kern zu instrumentieren, neu zu übersetzen und zu installieren, und einen Neustart mit dem geänderten Code durchzuführen.

SystemTap stellt ein einfaches Kommandozeilen-Programm und eine Skriptsprache zur Verfügung, um Kern-Instrumentierungen für einen laufenden Kern zu schreiben.

Technisch gesehen wird aus dem Skript von dem Kommandozeilen-Programm ein Kernmodul erstellt, welches zusätzliche Servicefunktionen enthält. Dazu gehört ein Mechanismus, Daten vom Kernel-Space zum User-Space zu transportieren. SystemTap verwendet hier DebugFS,

das Pufferspeicher effizient in den Speicher von User-Space-Anwendungen kopieren kann. Beim Starten des Tracings wird das erstellte Kernmodul geladen.

SystemTap-Skripte bestehen aus Funktionen, die beim Eintreten bestimmter Ereignisse ausgeführt werden. Auslösende Ereignisse können z.B. sein:

- Aufruf einer spezifizierten Kernfunktion
- Ablauf eines zeitgesteuerten Alarms

Die SystemTap-Infrastruktur ist Teil der betrachteten Version 4.0 des Linux-Kerns.

A.1.1 Messfehler mit SystemTap

Folgende Probleme beim Einsatz von SystemTap-Skripten müssen unbedingt berücksichtigt werden, da diese Messfehler verursachen. Der Kern läuft auf einem Mehrprozessorsystem. Daher besteht immer die Möglichkeit, dass Codesequenzen in random.c parallel ausgeführt werden. SystemTap hat keine Möglichkeit, auf diese Parallelität zu reagieren. Damit sind in den Testskripten immer Race-Conditions[34] vorhanden. Vor allem treten diese auf, wenn ein SystemTap-Testskript die Quelle für eine Operation des LRNG feststellen muss. Anhand des LRNG-Designs wissen wir, dass die zentralen Funktionen für das Einmischen von Daten in einen Entropie-Pool oder das Verändern der Entropieschätzung nicht nur von den Funktionen, welche die Rauschquellen überwachen, aufgerufen werden, sondern auch, wenn Zufallszahlen aus den Pools gelesen werden.

Betrachten wir folgende Testsequenz, welche immer wieder in den Testskripten auftritt – wir nehmen hier an, dass die Entropie eines HID-Ereignisses ermittelt werden soll:

- Ereignis stößt `add_input_randomness` an. Das Testskript setzt einen globalen Statuswert, der anzeigt, dass ein relevantes Ereignis vorliegt.
- Als zweiter Schritt wird die Funktion zum Einmischen aufgerufen. Das Testskript wertet die in Schritt 1 gesetzte globale Variable aus und führt die zentrale Testlogik nur aus, wenn die globale Variable entsprechend gesetzt ist.
- Am Schluss wird die globale Variable zurückgesetzt.

Wenn nun zwischen Schritt 1 und 2 ein Lesen von, z.B. `/dev/random` im normalen Betrieb stattfindet, ist die globale Variable gesetzt, aber die Mischfunktion wurde wegen der Leseanforderung aufgerufen. Das Testskript zeichnet dennoch diese Leseanforderung als validen Test auf. Dies alleine verfälscht die Testergebnisse.

Weiterhin kann vor dem Erreichen von Schritt 3 die Mischfunktion von dem eigentlich zu beobachteten Ereignis aufgerufen werden. Der Test zeichnet wiederum diesen Aufruf auf. Damit haben wir 2 Ereignisse aufgezeichnet anstelle eines Ereignisses.

Dieses Problem ist klar ersichtlich in den Graphen in Abschnitt 6.2.4.3.2 – die Graphen der Testresultate zeigen mit Abstand die größte Anzahl an aufgefangenen Race-Conditions: die „Gesamtzahl“ der betrachteten Ereignisse ist geringer als die Stichprobenzahl. Der Fehler liegt bei ca. 0,15%. Damit ist die Messungenauigkeit in einem akzeptablen Bereich[35].

A.1.2 Voraussetzungen für den Einsatz

Für den Einsatz von SystemTap müssen folgende Voraussetzungen erfüllt sein:

34 Eine Race-Condition erlaubt das unkontrollierte Verändern eine Variable, wenn es eine nicht-atomare Operation auf eine Variable gibt und andere Entitäten auf dies Variable zugreifen können. Bei dieser nicht-atomaren Operation gibt es für andere Entitäten (CPUs im Fall des Kerns) die Möglichkeit, nach erfolgter Prüfung des Wertes einer Variable aber noch vor der Nutzung des Wertes diesen Wert zu verändern.

35 Die Entfernung der Messfehler ist relativ einfach, da die Fehler klar ersichtlich sind: die aufgezeichneten Ereigniswerte der Fehler weichen erheblich von den erwarteten Ereigniswerten ab: Für HID Ereignisse sind die Ereigniswerte entweder kleiner als 1000 (Tastatur) oder knapp unterhalb 2^{32} (Maus); bei Blockgeräten gibt es nur einen Ereigniswert pro vorhandenem Blockgerät – demzufolge sind alle Ereigniswerte, die abweichen, Messfehler.

- Der Kernel-Quellcode muss für SystemTap erreichbar sein. Normale Linux-Distributionen stellen hierfür sogenannte „Development“-Pakete[36] bereit:
  - Ubuntu: linux-headers-generic
  - Red Hat: kernel-devel

  Für selbstübersetzte Kerne muss der Quellcode unter `/lib/module/$(uname -r)/build` zu finden sein.
- Die Debugsymbole für den laufenden Kern müssen installiert sein. Normale Linux-Distributionen stellen hierfür sogenannte „Debug“-Pakete bereit:
  - Ubuntu: linux-image-$(uname -r)-dbgsym
  - Red Hat: kernel-debuginfo

  Für selbstübersetzte Kerne muss die Kernkonfigurationsoption CONFIG_DEBUG_INFO=y gesetzt sein. Diese Option ist unter „Kernel Hacking“ → „Compile the kernel with debug info (DEBUG_INFO) [N/y/?]“ → „Kernel debugging (DEBUG_KERNEL) [Y/n/?]“ zu finden.

  Falls eine Debian oder Ubuntu Distribution verwendet wird, kann das Paket „kernel-package“ installiert werden und ein neues Debian-Paket aus den Kernelquellen mit folgendem Aufruf erstellt werden:

  fakeroot make-kpkg --initrd --append-to-version=-upstream kernel_image kernel_headers kernel_debug

  Anschließend müssen alle generierten Pakete installiert und danach das System neu gestartet werden.
- Die Binärprogramme und Bibliotheken von SystemTap sind zu installieren. Diese sind entweder von der SystemTap-Homepage oder via folgende Pakete zu beziehen:
  - Ubuntu: systemtap
  - Red Hat: stap

A.1.3 Einfluss der Messungen auf die Resultate

Aufgrund folgender Eigenschaften der LRNG-Implementierung kann davon ausgegangen werden, dass die Nutzung von SystemTap-Skripten die Entropieabschätzung nicht so verändert, dass die Messergebnisse nicht mehr die erforderliche Aussagekraft haben:

Die Zeitvarianzen, auf welchen die Entropieabschätzung basiert, werden mit folgendem Code implementiert[37]:

```
static void add_timer_randomness(struct timer_rand_state *state, unsigned num)
{
...
        sample.jiffies = jiffies;
        sample.cycles = random_get_entropy();
...
```

Quellcode 35: `drivers/char/random.c`

Das Zeitverhalten und damit die Zeitvarianzen eines Ereignisses werden natürlich verändert, wenn SystemTap-Skripte aktiviert werden, die im Code-Pfad des LRNG liegen. Es ist aber zu bedenken, dass das SystemTap-Skript statischen Code enthält und damit einen immer genau gleichen Codeblock zum Zeitverhalten hinzufügt.

36 Diese „Development“-Pakete sind ausreichend, auch wenn diese nicht den gesamten Quellcode enthalten. Sie stellen alle nötigen Header-Dateien und andere Dateien zur Verfügung, die für das Erstellen von Kernmodulen nötig sind.

37 Die Beschreibung des Quellcodes setzt voraus, dass der Leser bereits Kapitel 2 gelesen hat.

Diese Änderung des Zeitverhaltens kann mit dem Addieren einer Konstante auf den beobachteten Zeitwert verglichen werden. Die Entropieberechnung basiert auf Zeitvarianzen zwischen dem aktuellen Ereignis und den drei davor aufgezeichneten Ereignissen. Die Schlussfolgerung ist daher: Wenn man auf eine Ereigniszeit eine Konstante aufaddiert, werden die Messungen der Zeitvarianzen damit nicht verändert. Somit ändert sich die Entropieabschätzung nicht.

Weiterhin ändert SystemTap nichts an dem zu überprüfenden Code, außer das Skript enthält C-Code, der in die Funktionsweise des Kerns eingreift. Die Skripte für die Testreihen werden aber ohne solchen C-Code implementiert.

Demzufolge ist das Hinzufügen von SystemTap-Skripten unkritisch für die Aussagekraft der Messergebnisse.

Es muss aber sichergestellt werden, dass die Ergebnisse der SystemTap-Skripte erst nach der Messung auf die Festplatte geschrieben werden. Ansonsten führt der Schreibvorgang zu Hardware-Ereignissen, die vom LRNG aufgefangen werden und als Entropie verarbeitet werden. Im Endeffekt wird dabei das Messergebnis verfälscht. Das Verhindern des Schreibens von Messwerten auf die Festplatte kann durch folgende Maßnahmen sichergestellt werden:

- Die SystemTap-Skripte speichern die Messwerte in internen Puffern und übergeben diese Werte erst an den User-Space, nachdem die Messung beendet ist.
- Der User-Space-Prozess, welcher die Messwerte des SystemTap-Skripts aufzeichnet, schreibt die Werte in ein TmpFS-Dateisystem. Dieses Dateisystem wird im RAM ohne Blockgeräte abgebildet und erzeugt demzufolge keine Blockgeräte-Ereignisse.

A.2 Testdurchführung

A.2.1 Vorbetrachtungen

Die Aussagen der im Folgenden aufgeführten Testreihen zur Messung der Zustände im LRNG gelten zur Zeit nur, wenn keine Hardware-RNGs verwendet werden. Wie in Abschnitt 2.7 dargelegt, existiert zur Zeit nur die Unterstützung für die RDRAND-Instruktion von Intel. Um auszuschließen, dass die aus den SystemTap-Skripten generierten Daten von der RDRAND-Instruktion beeinflusst werden, sind alle Skripte so programmiert, dass sie mit einem Fehler abbrechen, wenn in der CPU die RDRAND-Instruktion gefunden wurde.

Für jede generierte Testreihe wird das verwendete SystemTap-Skript referenziert.

Die Graphen wurden alle mit dem Programm R-Project[38] erzeugt. Dieses Programm nutzt eine Programmiersprache, um Daten zu verarbeiten, statistische Analysen zu erstellen und graphisch aufzubereiten. Jeder Graph wurde mit einem eigenen R-Project-Programm aus den Rohdaten der SystemTap-Skripte erzeugt. Um die Zusammengehörigkeit der SystemTap-Skripte und der R-Project-Programme kenntlich zu machen, wurden die gleichen Dateinamen verwendet, die nur einen unterschiedlichen Suffix haben.

A.2.2 Aufruf von SystemTap-Skripten

Der Aufruf der einzelnen SystemTap-Skripte ist als Kommentar in jedem Skript enthalten. Die generierten Daten müssen in einer zu dem Skriptnamen gleichnamigen Datei mit dem Suffix „.data“ im selben Verzeichnis gespeichert werden, damit sie von den R-Project-Programmen gelesen werden können.

A.2.3 Aufruf von R-Project Programmen

Die Autoren stellen das Programm „update-graphs.sh“ zur Verfügung, welches alle Graphen in allen vorhandenen Unterverzeichnissen neu erstellt.

Alle im Folgenden eingebundenen Graphen sind dynamische Links. Demzufolge werden alle neu erzeugten Graphen automatisch importiert.

38 http://www.r-project.org/

A.2.4 Verwendete Hard- und Software

Die vorliegenden Testreihen wurden auf folgender Hardware durchgeführt:

- Thinkpad T520
- 2-Kern-CPU mit jeweils 2 Hyperthreads
- Intel(R) Core(TM) i7-2620M CPU @ 2.70GHz
- CPU Stepping: 7

und

- Thinkpad T500
- 2-Kern-CPU mit jeweils 2 Hyperthreads
- Intel(R) Core(TM) i7-620M CPU @ 2.10GHz
- CPU Stepping: 7

Es wurde folgender Kern verwendet:

- Ubuntu Oneric Ocelot 3.2.0-26.4.1
- 64 Bit Wortgröße

A.2.5 Nachbildung der Einsatzumgebung

In Kapitel 2 wird der LRNG als ein Mechanismus beschrieben, der auf Hardware-Ereignisse reagiert. Das Eintreffen von Hardware-Ereignissen hängt direkt davon ab, wie das Betriebssystem verwendet wird.

Zum Beispiel ist bem Einsatz von Linux als Desktop-PC mit einer X11-Oberfläche eine große Anzahl an Entropiequellen vorhanden, da die Eingabegeräte wie Maus oder Tastatur häufig verwendet werden. Dem gegenüber steht ein „Headless“-Serversystem (d.h. ein System ohne angeschlossene Eingabegeräte), wie es in einem Serverraum stehen könnte. Hier kann keine Entropie über die Eingabegeräte abgegriffen werden.

Für die Testreihen wird folgende Einsatzumgebung definiert und entsprechend simuliert:

- Ubuntu Desktop Installation mit KDE
- Vorhandensein von typischen Büroanwendungen (LibreOffice, Thunderbird, KMail, Firefox)

Appendix B Neuerungen im LRNG

Das vorliegende Dokument befasst sich mit einer genau definierten Version des Linux-Kerns: 4.0. Für neue Kernversionen muss dieses Dokument einer Überprüfung unterzogen werden. Dabei ist der Kern auf folgende Änderungen hin zu überprüfen.

- Alle Änderungen der in Kapitel 1 genannten Dateien sind zu analysieren.
- Änderungen in den Aufrufen der in den Abschnitten 2.5.1.1, 2.5.1.2, und 2.5.1.3 besprochenen Funktionen zum Sammeln von Entropie sind zu analysieren. Insbesondere sind neue Bedingungen beim Aufruf dieser Funktionen zu prüfen.
- Es ist zu prüfen, ob gegebenenfalls neue Funktionen in random.c, welche nicht als „static“ markiert sind, im restlichen Kern verwendet werden. Diese Funktionen sind möglicherweise neue Schnittstellen, sowohl zum Sammeln von Entropie, als auch zum Extrahieren von Zufallszahlen.

Wenn einer der genannten Punkte eine Änderung aufweist, ist diese in den folgenden Kapiteln zu dokumentieren und deren Einfluss auf die in diesem Dokument stehenden Aussagen zu erklären.

B.1 Linux Kern 3.5

Vorherige Kernversion: Ubuntu Oneric Ocelot 3.2.0-26.4.1

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.5

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.1.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.1.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.5/random.c.diff

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Änderung der Debug-Variable von int zu bool: Kein Einfluss, da diese Variable in der Anwendung nur 0 oder 1 enthält.

  Die Änderung der Größe des verwendeten Speichers ist irrelevant für den LRNG.

- `add_timer_randomness`: Die Änderung des Typs von `cycles_t` nach `unsigned int` wird für den Einsatz von `get_cycles` gebraucht. cycles_t war entweder als unsigned long long (x86) oder unsigned long (alle anderen Architekturen) definiert. Damit impliziert die Änderung des Typs eine Verkleinerung der Zeitvariable im Verhältnis zu den anderen Daten, die als Roh-Entropie zum `input_pool` hinzugefügt werden.

  Damit ist eine Änderung des Verhaltens des LRNG theoretisch möglich. Es ist aber nicht davon auszugehen, dass diese Änderung eine Auswirkung auf die Qualität der Zufallszahlen hat. Folgende Gründe sind zu nennen:

  - 2^{32} Nanosekunden entsprechen etwa 4 Sekunden – dies ist die Genauigkeit der Variable unter der Annahme eines 1 GHz Prozessors.
  - Die Funktion `add_timer_randomness` verknüpft den Nanosekundenwert mit den Jiffies mittels Konkatenation. Damit werden die sich schnell ändernden Bits mit langsam ändernden Bits. Dies bedeutet, dass der resultierende Wert immer noch einen großen Zeitbereich abdeckt.
  - Die Jiffies verändern sich alle 4ms oder 1ms. Damit wird es in einer für den LRNG zur Entropie-Abschätzung relevanten Zeit keinen Überlauf der Jiffies-Variable geben.
  - Die Konkatenation von Jiffies und Prozessorzyklen stellt nun sicher, dass die sich schnell ändernden Prozessorzyklen mit den sich langsamen ändernden Jiffies verknüpft werden. Vor der Änderung wurden auch die sich langsam ändernden Prozessorzyklen mit den Jiffies verknüpft, welches eine doppelte Nutzung der sich

langsam ändernden Werte bedeutet. Diese doppelte Nutzung wurde eliminiert. Auch ist darauf hinzuweisen, dass die hochwertigen Bits der Prozessorzyklen und die Jiffies voneinander abhängen. Der Patch stellt aber sicher, dass immer noch alle verfügbaren Zeit-Informationen in den Zeitstempel einfließen.

- `add_timer_randomness`: Die unbedingte Verwendung von `get_cycles` wird ersetzt durch das Lesen eines int-Wertes vom Hardware-RNG, wenn dieser vorhanden ist. Ansonsten wird `get_cycles` verwendet. Da die Variable `cycles` (32 Bit) kleiner ist, als `get_cycles` (64 Bit), werden die 32 niederwertigsten Bits des Zeitstempels von get_cycles() verwendet. Folgendes Programm zeigt, dass GCC die niederwertigsten Bits verwendet, da der Output "55667788" ist:

```
#include <stdio.h>

unsigned long long b()
{
        return(0x1122334455667788);
}

int main()
{
        unsigned a = 0;

        a = b();

        printf("%x\n", a);
}
```

Quellcode 36: Behandlung des Casting von long long nach unsigned int

Demzufolge werden die sich am schnellsten ändernden Bits verwendet.

Damit hat diese Änderung keinen Einfluss auf den LRNG, vorausgesetzt der Hardware-RNG wird nicht verwendet.

- `init_std_data`: Bei der Initialisierung des LRNG während des Startens des Kerns werden die Entropie-Pools mit Daten aus dem Hardware-RNG durchmischt. Dabei werden diese Daten mit der Funktion entsprechend Abschnitt 2.5.2 in die Pools eingefügt.

  Diese Änderung hat keinen Einfluss auf den LRNG, vorausgesetzt der Hardware-RNG wird nicht verwendet.

- `proc_do_uuid`: Diese Funktion ist eine Hilfsfunktion für andere Teile des Kerns und wird nicht im LRNG verwendet.

  Demzufolge hat diese Änderung keinen Einfluss auf den LRNG.

B.1.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.1.1.3 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.1.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.1.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `input_event` und damit keine Auswirkungen.

B.1.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `ab3100_irq_handler`[39] und `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.1.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.1.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Es sind keine neuen Funktionen in `random.c` mit den Symbolen `EXPORT_SYMBOL*()` versehen. Damit gibt es keine neuen Schnittstellen.

B.2 Linux Kern 3.6

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.5

Derzeitige Kernversion:Linux-Kern 3.6

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.2.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.2.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.6/random.c.diff

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Änderung der Datenstruktur struct entropy_store:
  - input_rotate: Das Verschieben der Variable und die Änderung von int zu unsigned int hat keine Auswirkung auf den LRNG. Dennoch ist eine kleine Unsauberkeit im Code ersichtlich: die Funktion _mix_pool_bytes weist den Inhalt von input_rotate einer signed int Variable zu. Da diese Variable aber ausschließlich als Bitmaske verwendet wird, ist ein Wrap in den negativen Bereich als harmlos anzusehen.
  - entropy_total: Diese Variable ist neu und enthält einen Zähler der die gesamte Entropie, die für einen Entropie-Pool erzeugt wurde, bis zum Überschreiten der Schranke von 128 (Bit) aufsummiert. Dieser Zähler wird dazu verwendet, die initialized Variable auf 1 (true) zu setzen, wenn der Zähler 128 (Bit) überschreitet.
  - Initialized: Bei der Neufassung der Funktion add_interrupt_randomness wird diese Variable verwendet, um den Entropie-Pool auszuwählen, welcher mit Entropie von Interrupt-Ereignissen gespeist wird. Ist diese Variable für den nonblocking_pool auf 1 (true) gesetzt, wird der input_pool als Ziel verwendet. Ansonsten wird der nonblocking_pool verwendet. Siehe unten für weitere Ausführungen zu add_interrupt_randomness.
- Definition von twist_table als static const: diese Variable wird nun an zwei Stellen des LRNGs verwendet und wird demnach als globale Variable einmal definiert.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf den LRNG.
- Generell: der LRNG Code hat mehrere Änderungen, welche FTRACE-Hooks zur Verfügung stellen. FTRACE ist ein Mechanismus, um den Linux-Kern zur Laufzeit zu beobachten, ohne den Aufwand eines Debuggers mitzuschleppen. Diese Änderungen sind an Funktionsaufrufen zu erkennen, deren Namen „trace_“ als Prefix beinhalten.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

39 Obwohl diese in einen Treiber eingebundene Funktion vorher nicht beschrieben wurde, ruft sie direkt die Entropiesammelfunktion auf.

- Funktion _mix_pool_bytes: Die Funktion mix_pool_bytes_extract wurde zu _mix_pool_bytes umbenannt. Der Code nutzt Memory Barriers um die Variable input_rotate und add_ptr zu schützen. Dies verändert die Ausführgeschwindigkeit und die Synchronisation bei einer parallelen Ausführung des LRNG auf mehreren CPUs.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Funktion __mix_pool_bytes: Diese Funktion ist neu und unterstützt die FTRACE-Implementierung.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Funktion mix_pool_bytes: Diese Funktion ist neu und unterstützt die FTRACE-Implementierung.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Datenstruktur fast_pool, Funktion fast_mix, Entfernen von irq_timer_state und dessen Hilfsfunktionen, Neufassung von add_interrupt_randomness, Entfernen von rand_initialize_irq: Vollständig neues Design wie Interrupts verwendet werden. Die Änderungen sind relativ klein, haben aber eine große Auswirkung und können nicht in diesem Rahmen vollständig diskutiert werden.

  Diese Änderung hat eine massive Änderung des LRNG zur Folge.

- Funktion credit_entropy_bits: der nonblocking_pool wird beim Starten des Kerns direkt mit Hardware-Ereignissen gefüttert. Erst nachdem dieser Pool genügend Entropie bekommen hat, schaltet der LRNG auf den input_pool um. Der Hintergrund ist die rechtzeitige Versorgung von nonblocking_pool mit Entropie beim Starten, da dieser Pool als Quelle für viele Zufallszahlen während des Startens verwendet wird.

  Diese Änderung hat eine kleine Auswirkung auf die Funktionsweise des LRNG, da die ersten 128 Hardware-Ereignisse direkt in den nonblocking_pool eingemischt werden. D.h. der input_pool wird erst ab dem 129sten Ereignis durchmischt. Beim Startvorgan sind aber 128 Hardware-Ereignisse innerhalb weniger Millisekunden durch die hohe Festplattenaktivität erreicht. Damit hat diese Änderung praktisch keine Auswirkungen auf die Ausführungslogik des LRNG zur Laufzeit des Systems.

- Funktion add_device_randomness: Vollständig neue Quelle von Entropie, welche nur zur Initialisierung der Entropie-Pools verwendet wird.

  Diese Änderung hat eine kleine Auswirkung auf die Funktionsweise des LRNG.

- Funktion extract_buf: der Output von Hardware RNGs (z.Z. Intel RDRAND-Instruktion) wird immer mittels XOR mit der LRNG-Zufallszahl verknüpft, falls solche Hardware vorhanden ist.

  Diese Änderung hat eine kleine Auswirkung auf die Funktionsweise des LRNG. Durch die Nutzung der XOR Verknüpfung kann damit niemals eine Verschlechterung der Daten aus /dev/random oder /dev/urandom erfolgen. Falls der Hardware RNG Entropie liefert, wird die Qualität der Zufallsdaten aus /dev/random nicht nennenswert besser, da diese Analyse zeigt, dass bereits ein Bit aus /dev/random fast ein Bit an Entropie liefert. Hingegen wird die Qualität von /dev/urandom massiv verbessert vor allem wenn zu wenig Entropie aus Hardware-Ereignissen im Verhältnis zu der Menge an zu generierenden Zufallszahlen gesammelt wird. Wenn kein Hardware-Zufallszahlengenerator vorhanden ist, hat diese Änderung keine Auswirkung auf den LRNG.

- Funktion init_std_data: Nutzung des Hardware RNG während der Initialisierung, um die Entropie-Pools vor der Nutzung durch den LRNG mit Zufallszahlen vorzubelegen.

  Diese Änderung hat eine kleine Auswirkung auf die Funktionsweise des LRNG zur Startzeit (der Entropie-Pool ist mit zufälligen Werten gefüllt. Die Änderung hat aber keine Auswirkung zur Laufzeit.

B.2.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.6/random.h.diff

Folgende Änderungen sind in dem Diff ersichtlich:

- Aktualisierungen der Funktionsdefinitionen der Funktionen, welche in random.c implementiert sind. Diese Änderung hat keinen Einfluss auf den LRNG.

B.2.1.3 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.2.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.2.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `input_event` und damit keine Auswirkungen.

B.2.2.2 add_interrupt_randomness

Vollständiges Re-Design der Nutzung von Interrupts als Rauschquelle. Die entsprechenden Abschnitte in Kapitel 2 wurden angepasst.

B.2.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.2.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Folgende neuen Funktionen in `random.c` mit den Symbolen `EXPORT_SYMBOL*()` versehen:

- add_device_randomness: Neue Entropie-Sammelfunktion
- get_random_bytes_arch: Falls ein Hardware RNG vorhanden ist, wir der für die Zufallszahl verwendet. Ansonsten gleiche Logik wie get_random_bytes.

B.3 Linux-Kern 3.7

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.6

Derzeitige Kernversion:Linux-Kern 3.7

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.3.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.3.1.1 drivers/char/random.c

Diff: keine Änderungen.

B.3.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.7/random.h.diff

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Entfernung der IOCTL-Definitionen, welche in die Datei include/uapi/linux/random.h verschoben wurden (keine inhaltlichen Änderungen)

  Keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.3.1.3 include/uapi/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.7/uapi_random.h.diff

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Neue Datei, welche die IOCTL-Definitionen enthält.

Keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.3.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.3.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.3.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `input_event` und damit keine Auswirkungen.

B.3.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.3.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.3.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen.

B.4 Linux-Kern 3.8

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.7

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.8

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.4.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.4.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.8/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Debug logging leicht verändert.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Hinzufügen von last_data_init und das „Priming“ des FIPS 140-2 Continuous Test entsprechend der FIPS 140-2-Spezifikation, Kap 4.9.2.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG mit der Ausnahme, dass die erste generierte Zufallszahl nicht an den Aufrufer übergeben wird, sondern eine neue Zufallszahl erzeugt wird.

- Neusortierung der Fehlerbehandlung in `random_read`.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.4.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.8/random.h.diff

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Leichte Re-definition von Funktionen, welche in lib/random.c implementiert sind. Diese Funktionen sollen in Zukunft eliminiert werden.

  Keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Entfernung der IOCTL-Definitionen, welche in die Datei include/uapi/linux/random.h verschoben wurden (keine inhaltlichen Änderungen)

  Keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.4.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.4.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.4.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.4.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_event` und damit keine Auswirkungen.

B.4.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.4.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.4.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen.

B.5 Linux-Kern 3.9

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.8

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.9

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.5.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.5.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.9/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Initialisierung der Spinlocks der Entropie-Pools verändert. Anstelle eines Pointers verarbeitet die Spinlock-Initialisierungsfunktion nun den direkten Wert.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Aufwecken der Prozesse mit einem Poll auf /dev/random oder /dev/urandom ist ans Ende der Funktion verschoben worden, um den schützenden Spinlock vor dem aufwecken zu lösen. Der Entropie-Pool wird beim aufwecken der Prozesse nicht mehr gelesen oder verändert. Demzufolge ist ein Spinlock um diese Funktion nicht notwendig und erlaubt andere Entropie-Pool Nutzer schneller auf den Entropie-Pool zuzugreifen.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.5.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.9/random.h.diff

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Hinzufügen der Hilfsfunktion next_pseudo_random32, welche nicht als offizielle Schnittstelle des LRNG definiert ist. Es ist zu beachten, dass zusätzlich zu dem LRNG weitere Funktionen in random.c und random.h implementiert sind. Siehe Kapitel 2.6.2 für weitere Informationen.

  Keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.5.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.5.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.5.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.5.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.5.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.5.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.5.2.4 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.5.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen von Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.6 Linux-Kern 3.10

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.9

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.10

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.6.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.6.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.10/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Die Variable für den Entropieschätzer wird mittels einer atomaren Operation verändert. Die bisherige Implementierung hatte eine Race-Condition, bei der ein Update des Entropieschätzers verloren gehen konnte.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die Prüfung ob der FIPS 140-2 Test initialisiert wurde, ist an den Anfang der Extraktionsfunktion geschoben worden. Dieser Test wird nun nicht mehr pro RNG-Runde durchgeführt, sondern nur noch einmal pro Aufruf.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.6.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.10/random.h.diff

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Entfernen von Hilfsfunktionen, welche bereits als ausgemustert markiert worden. Diese Funktionen werden nicht vom LRNG verwendet.

  Keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.6.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.6.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.6.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.6.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.6.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.6.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.6.2.4 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.6.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen von Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.7 Linux-Kern 3.11

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.10

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.11

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.7.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.7.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.11/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Ein typedef für eine Struktur außerhalb der LRNG-Verarbeitung wurde entfernt und durch die direkte Typdefinition ersetzt.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.7.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.7.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.7.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.7.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.7.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.7.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.7.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.7.2.4 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.7.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen von Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.8 Linux-Kern 3.12

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.11

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.12

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.8.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.8.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.12/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Header Datei linux/irq.h wird nun immer inkludiert und nicht nur, wenn die Kompilierzeit-Kernel-Option CONFIG_GENERIC_HARDIRQS gesetzt ist. Diese header Datei stellt den Link zu den Linux-Kernel Interrupt-Funktionen her, welcher für die add_interrupt_randomness Funktion benötigt wird. Da keine funktionelle Änderung von add_interrupt_randomness und deren Servicefunktionen vorliegt, ist die Änderung als „Aufräumarbeit“ einzustufen.

Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- In der gesamten Implementierung des LRNGs wird der Funktionsaufruf von get_cycles (diese Funktion liefert den hochauflösenden Zeitstempel) durch random_get_entropy ersetzt. Das Ziel ist, dass die Maintainer der verschiedenen Architekturen im Linux-Kern darauf hingewiesen werden, dass diese Implementierung wichtig für den LRNG ist – damit soll so schnell wie möglich alle Architekturen mit einer entsprechenden Implementierung eines Zeitgebers versehen werden (einige Architekturen haben keine Implementierung von get_cycles / random_get_entropy!).

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG. Dennoch wurde die Designbeschreibung angepasst.

- Umdeklarierung einer statischen Funktion in eine nicht-statische Funktion, damit diese Funktion zur Boot-Zeit des Kerns ausgeführt werden kann. Diese Funktion füllt eine Variable mit Zufallszahlen, um die API Funktion get_random_int, welche nicht als Teil des LRNG angesehen wird, zu unterstützen.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.8.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.12/random.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Export der oben genannten, umdeklarierten Funktion.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.8.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.8.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.8.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.8.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.8.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.8.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.8.2.4 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.8.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen von Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.9 Linux-Kern 3.13

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.12

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.13

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.9.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.9.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.13/random.c.diff.

Das diff hat einen erheblichen Umfang und deckt mehrere zusammengehörige Änderungen ab. In jedem einzelnen Unterkapitel wird eine Set zusammengehöriger Änderungen diskutiert.

B.9.1.1.1 Entropie-Abschätzung mit Bit-Bruchteilen

Die Bedeutung der Variable für die Entropie-Schätzung hat sich leicht verändert. Anstelle der Repräsentation der Entropie in Bits enthält diese Variable nun die Representation von 1/8 Bits. D.h. wenn der Wert der Variable sich um eins erhöht entspricht dies der Erhöhung um 1/8 Bit.

Alle Code-Teile, die den Wert der Entropie-Schätzung verarbeiten wurden dahingehend verändert. Immer wenn ein Bit gespeichert werden soll, gibt es ein Bit-Shift um 3 – entweder wird der Entropie-Wert eines Ereignisses um 3 Bits nach links verschoben, oder der Wert der Entropie-Schätzung wird um 3 nach rechts verschoben.

Kapitel 2.5.3.2 wurde entsprechend angepasst.

Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.9.1.1.2 /dev/urandom: DRNG mit zeitbasiertem Re-Seeding

Der nonblocking_pool wurde bisher identisch zum blocking_pool behandelt. Mit der folgenden Änderung gilt dies nicht mehr uneingeschränkt.

Die Transfer-Funktion `xfer_secondary_pool`, welche Entropie vom `input_pool` in die Output-Pools überführt wurde dahingehend geändert, dass kein Transfer für den nonblocking_pool stattfindet, falls der letzte Transfer innerhalb der letzten 60 Jiffies lag. Kapitel 2.6 wurde entsprechend aktualisiert.

Da die Änderung ausschließlich den `nonblocking_pool` betrifft, ergeben sich keine Logikänderungen für `/dev/random`.

B.9.1.1.3 LSFR: Vergrößerung der Periodizität des Polynoms

Die Datenstruktur `struct poolinfo` wurde verändert, indem neue Informationen aufgenommen werden, die für die Bit-Bruchteil-Verarbeitung notwendig sind. Zusätzlich wurden aber auch die Polynom-Werte leicht verändert: für den `input_pool` ist der erste Polynom-Wert nicht mehr 103, sondern 104. Für die Output-Pools ist der zweite Polynom-Wert nicht mehr 20, sondern 19.

Diese Änderungen haben folgenden Ursprung: Das Polynom hat eine bestimmte Periodizität. Die bisherige Periodizität ist aber etwas kleiner, als das die theoretisch größtmögliche. Mit den neuen Polynom-Werten wird diese theoretisch größtmögliche Periodizität erreicht. Quellcode-Kommentare beschreiben diese Änderung wie folgt:

```
 * Our mixing functions were analyzed by Lacharme, Roeck, Strubel, and
 * Videau in their paper, "The Linux Pseudorandom Number Generator
 * Revisited" (see: http://eprint.iacr.org/2012/251.pdf).  In their
 * paper, they point out that we are not using a true Twisted GFSR,
 * since Matsumoto & Kurita used a trinomial feedback polynomial (that
 * is, with only three taps, instead of the six that we are using).
 * As a result, the resulting polynomial is neither primitive nor
 * irreducible, and hence does not have a maximal period over
 * GF(2**32).  They suggest a slight change to the generator
 * polynomial which improves the resulting TGFSR polynomial to be
 * irreducible, which we have made here.
```

Diese Änderung hat einen Einfluss auf die Qualitätsaussagen in diesem Dokument.

B.9.1.1.4 Speicherung „überflüssiger“ Entropie in Output Pools

Die bisherige Implementierung des LRNG mischt jegliche Entropie der Rauschquellen ausschließlich in den `input_pool`. Falls der `input_pool` aber bereits gut gefüllt ist, kann es passieren, dass Entropie der Rauschquellen nicht mehr in den `input_pool` eingemischt werden, d.h. diese Daten verfallen ungenutzt.

Dieses Konzept wurde in der Implementierung des 3.13 Kerns prinzipiell beibehalten. Falls der `input_pool` bereits gut gefüllt ist, wird automatisch eine Übertragung von Daten aus den `input_pool` in entweder den `blocking_pool` oder den `nonblocking_pool` durchgeführt. Mit dieser Übertragung „leert“ sich der `input_pool` wieder etwas, um Platz für neue Entropie aus den Rauschquellen zu schaffen.

Details zu der Übertragung werden in Kapitel 2.5.3.1 bereitgestellt.

Die automatisch angestoßene Übertragung von Entropie erfolgt identisch zu der Übertragung, welche durch das Lesen von `/dev/random` oder `/dev/urandom` angestoßen wird. Obwohl sich die Ausführungslogik des LRNG durch diesen Patch verändert, muss festgestellt werden, dass diese Änderungen keinen Einfluss auf die Entropiebewertungen oder andere Qualitätsbewertungen des LRNG haben.

B.9.1.1.5 Verschiedene kleine Änderungen

Folgende kleinere Änderungen sind ersichtlich:

- Entfernung von Debug-Informationen, welche in einem speziellen Debug-Modus sichtbar werden. An deren Stelle sind nun weitere Trace-Hooks an verschiedenen Stellen im Code hinzugefügt worden.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die Schleife in `fast_mix` wurde „ausgerollt“. D.h. die ausgeführten Schleifendurchläufe sind alle nun separat im Code vorhanden. Das Ziel war eine Geschwindigkeitsverbesserung ohne die Logik zu ändern.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Code-Änderung in `add_device_randomness` verhindert das häufige Locking und Unlocking, indem ein Lock pro Codesegment verwendet wird.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die Vorbelegung der globalen Variable `input_timer_state` anstelle eines leeren Wertes hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- `add_timer_randomness` füllt zuerst den nonblocking_pool genau wie `add_interrrupt_randomness` schon seit längerem. Das Design in Kapitel 2.5.1.6 wurde entsprechend angepasst.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Kleine Änderungen an der Verarbeitung der Interrupts wurden eingefügt, welche in Kapitel 2.5.1.2 besprochen worden.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die Funktion xfer_secondary_pool wurde in 2 Funktionen aufgeteilt, ohne die Ausführungslogik zu ändern. Die zusätzliche Änderung bezüglich /dev/urandom wird in Kapitel B.9.1.1.2 besprochen.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Falls ein Hardware-Zufallszahlengenerator vorhanden ist, wird nun dessen erzeugte Zufallszahlen nicht mehr am Ende mit dem finalen gefalteten SHA-1 Wert des LRNGs verbunden, sondern mit dem als Zwischenschritt erzeugten SHA-1 Wert, der wieder in den Entropie-Pool eingemischt wird bevor der finale SHA-1 Wert berechnet wird. Kapitel 2.6 ist entsprechend aktualisiert worden.

Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Falls DEBUG_RANDOM_BOOT gesetzt ist (standardmäßig ist dies nicht der Fall), werden Debugging-Informationen ausgegeben. Die gleichen Debugging-Informationen werden ausgegeben, falls /dev/urandom gelesen wird.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Bei der Initialisierung des LRNG werden nun zusätzlich auch die Prozessorzyklen in die Entropie-Pools eingemischt. Kapitel 2.5.1.7 wurde entsprechend aktualisiert. Des Weiteren wird der LRNG nun viel eher im Kern-Initialisierungsprozess initialisiert.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die Implementierung eines IOCTLs wurde leicht verändert: es wird keine Löschung der Entropie-Pools mehr durchgeführt.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.9.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.13/random.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Definition einer Datenstruktur ist von include/uapi/linux/random.h in diese Datei verschoben worden.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Hilfsfunktion für andere Teile des Kerns, welche nicht vom LRNG verwendet werden, ist verändert worden.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.9.1.3 include/uapi/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.13/uapi_random.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Definition einer Datenstruktur ist von include/uapi/linux/random.h nach include/linux/random.h verschoben worden.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.9.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.9.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.9.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.9.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.9.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.9.2.4 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.9.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen von Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.10 Linux-Kern 3.14

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.13

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.14

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.10.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.10.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.10.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.14/random.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Funktion prandom_u32_max wurde hinzugefügt. Diese Funktion ist vollständig isoliert vom LRNG und ist eine Service-Funktion für andere Kernel-Teile

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.10.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.10.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Diff: siehe kernelupdates/3.14/archrandom.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Funktion rdrand_long wurde hinzugefügt. Diese Funktion ist vollständig isoliert vom LRNG und ist eine Service-Funktion für andere Kernel-Teile (z.B. Kernel Address Space Layout Randomization)

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.10.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.10.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.10.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.10.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.10.2.4 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.10.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen von Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.11 Linux-Kern 3.15

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.14

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.15

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.11.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.11.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.15/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Einige Variablennamen wurden umbenannt, um die Einheit des gespeicherten Wertes zu verdeutlichen. Zum Beispiel wurde die Variable `random_read_wakeup_thresh` in `random_read_wakeup_bits` umbenannt.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die `add_interrupt_randomness` Funktion wurde dahingehend erweitert, dass bei jedem Einmischen des `fast_pools` in den input_pool beziehungsweise `nonblocking_pool` die RDSEED Instruktion aufgerufen wird, falls vorhanden. Diese Instruktion füllt eine unsigned long Variable (64 Bit auf 64 Bit CPUs, 32 Bit auf 32 Bit CPUs) mit Daten, welche zusätlich in den input_pool eingemischt werden. Dabei wird den Daten aus RDSEED 50% Entropie unterstellt. Dies bedeutet, dass der Entropieschätzer um den Wert 32 (für 64 Bit CPUs) beziehungsweise 16 (für 32 Bit CPUs) erhöht wird.

  Diese Änderung wird in Kapitel 2.5.1.2 näher erläutert. **Diese Änderung impliziert, dass die NTG.1 Eigenschaft, wie in Kapitel 4 erläutert, nicht mehr vollumfänglich gewährleistet ist.**

- Die Änderungen in der Funktion `account` vereinfachen den Code, stellen aber keine funktionale Änderung dar.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die Funktion der Generierung des SHA-1 Hashwerts über den Entropiepool wurde verändert, indem im Falle des Vorhandenseins von RDRAND anstelle des SHA-1 Initialvektors Zufallszahlen aus RDRAND eingesetzt werden.

  Diese Änderung wird in Kapitel 2.6 näher erläutert. **Es kann hierzu keine Aussage bezüglich der Veränderung der kryptographischen Stärkte von SHA-1 getroffen werden. Insbesondere da RDRAND im Falle eines schlechten Hypervisors gegebenenfalls einfach Null zurückliefern kann, ist der SHA-1 Initialvektor im Worst-Case einfach Null (oder ein anderer Wert).**

- Die Initialisierung der Entropie-Pools nutzt die RDSEED Instruktion falls vorhanden um den Pool initial Werte ungleich Null zu liefern.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Falls der Entropie-Schätzer auf ein niedriges Niveau fällt, bei dem das blockierende Verhalten von /dev/random aktiviert wird, ruft der LRNG die neue Funktion arch_random_refill auf, welche in Kapitel 2.6 näher erläutert wird.

Diese Änderung hat einen Einfluss auf die Ausführungslogik des LRNG. **Diese Änderung impliziert, dass die NTG.1 Eigenschaft, wie in Kapitel 4 erläutert, nicht mehr vollumfänglich gewährleistet ist.**

B.11.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.15/random.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Leere Platzhalterfunktionen für das einbinden von RDSEED.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.11.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.11.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Diff: siehe kernelupdates/3.15/archrandom.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Funktionen für die Verwendung der RDSEED Instruktion wurden hinzugefügt. Diese Funktionen werden wie oben erklärt vom LRNG angesprochen und verwendet. Die Definition dieser Funktionen in archrandom.h selbst hat keine Auswirkungen auf den LRNG.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.11.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.11.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.11.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.11.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.11.2.4 arch_random_refill

Diese Funktion ist neu und in Kapitel 2 beschrieben.

B.11.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.11.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Die Intel RDSEED Instruktion wird für den LRNG verwendet, wenn die CPU diese anbietet. Diese Instruktion wird in den Intel CPUs ab der Broadwell-Architektur angeboten.

B.12 Linux-Kern 3.16

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.15

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.16

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.12.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.12.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.16/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Entropiesammelfunktion `add_disk_randomness` wird exportiert. Andere Kernelkomponenten können diese Funktion nun aufrufen. Derzeit gibt es aber keine weiteren Komponenten neben der Blockgeräte-Komponente, welche diese Funktion aufruft.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die `account` Funktion zur Veränderung des Entropie-Schätzers wurde verändert, um die Berechnung weniger CPU-intensiv zu gestalten. Das Resultat der Berechnung ist hingegen unverändert.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.12.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.12.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.12.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.12.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.12.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.12.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.12.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.12.2.4 arch_random_refill

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.12.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.12.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen von Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.13 Linux-Kern 3.17

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.16

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.17

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.13.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.13.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.17/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- _mix_pool_bytes enthält Vereinfachungen des Quellcodes ohne Änderung der Funktion. Des Weiteren wird die Lesefunktionalität der Funktion entfernt. Aufgrund dessen ändert sich die extract_buf Funktion, welche bis dahin diese Daten für die Berechnung des finalen SHA-1 Werts verwendet hat. Die Berechnung des SHA-1 Werts hat sich leicht verändert sodass dieser Wert nicht mehr notwendig ist.

  Diese Änderung ist im Kapitel 2 berücksichtigt worden, hat aber keine Auswirkung auf die Qualität des LRNGs.

- Die `fast_mix` Funktion durchmischt die fast_pools mit einem veränderten Algorithmus, der schneller ist, aber ein gleichwertiges Resultat wie der vorherige Code liefern soll. Da die Funktion zum Durchmischen der fast_pools nicht relevant für die Qualität des LRNGs ist, wird festgestellt, dass diese Änderung keine Qualitätsänderung des LRNGs impliziert.

- Die Funktion add_interrupt_randomness wurde leicht für die veränderte fast_mix-Funktion angepasst. Darüber hinaus wird den Daten der RDSEED-Instruktion ein Bit an Entropie unterstellt (nicht mehr 16 beziehungsweise 32 Bits).

  Diese Änderung impliziert, dass der LRNG wieder die Anforderungen von NTG.1 erfüllt.

- Die Funktion `arch_random_refill` wurde ersatzlos entfernt.

  Diese Änderung impliziert, dass der LRNG wieder die Anforderungen von NTG.1 erfüllt.

- Der Systemaufruf getrandom wurde hinzugefügt. Dieser Systemaufruf nutzt die gleichen LRNG Funktionen wie /dev/random und /dev/urandom. Damit ergibt sich keine Qualitätsänderungen am LRNG.

- Eine neue Entropiesammelfunktion add_hwgenerator_randomness wurde hinzugefügt. Diese Funktion wird in Kapitel 2.5.1.5 beschrieben. Falls ein Hardware-Zufallszahlengenerator vorhanden ist und dessen Treiber geladen ist, kann der Administrator dennoch zur Laufzeit entscheiden, ob diese Daten in den LRNG eingemischt werden. Obwohl keine Aussagen über die Qualität der Hardware-Zufallszahlengeneratoren getroffen werden können, wird festgestellt, dass mittels der Konfigurationsoptionen gegebenenfalls nicht-vertrauenswürdige Zufallszahlengeneratoren als Quelle für den LRNG deaktiviert werden können. Da nur Spezialhardware diese Hardware-Zufallszahlengeneratoren anbietet, wird festgestellt, dass bei Benutzung von Standard-Hardware keine Änderung der Qualität des LRNGs vorliegt.

B.13.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.17/random.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Die Flags für den neuen getrandom Systemaufruf werden definiert.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.13.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.13.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.13.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.13.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.13.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.13.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen in Aufruf in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

B.13.2.4 add_hwgenerator_randomness

Dies ist eine neue Entropiesammelfuntion und wird in Kapitel 2.5.1.5 erläutert.

B.13.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.13.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Der Systemaufruf getrandom ist hinzugefügt worden, welcher in Kapitel 2.4 beschrieben ist.

B.14 Linux-Kern 3.18

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.17

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.18

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.14.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.14.1.1 drivers/char/random.c

Diff: siehe kernelupdates/3.18/random.c.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Entsprechend der Beschreibung ist ein `fast_pool` pro CPU instantiiert. Für jeden eintreffenden Interrupt muss der `fast_pool` der derzeitigen CPU aufgespürt werden. Die Funktion zum Auffinden des richtigen `fast_pools` ist im Linux Kern aktualisiert worden und muss entsprechend im LRNG angepasst werden.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

- Die Funktion `memset` kann vom Compiler weg-optimiert werden. Da diese Funktion teilweise sicherheitsrelevant ist (zum Beispiel wenn ein Puffer mit sensitiven Daten gelöscht werden soll), muss sichergestellt werden, dass diese Funktion immer kompiliert wird. Dies wird mit dem Ersatz `memzero_explicit` sichergestellt.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.14.1.2 include/linux/random.h

Diff: siehe kernelupdates/3.18/random.h.diff.

Folgende Änderungen sind im Diff ersichtlich:

- Funktionsdefinitionen nutzen size_t Argumenttyp anstelle von int.

  Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.14.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.14.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.14.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.14.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.14.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.14.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktionen `blk_update_bidi_request` und damit keine Auswirkungen.

Die Funktion add_disk_randomness wird nun auch im SCSI-Layer von der Funkion `scsi_end_request` aufgerufen. Dies ist notwendig, da der SCSI-Layer eine separate Implementierung des Abschlusses einer Plattenoperation aufweist. Damit wird bei SCSI-Geräten nicht mehr die generische Block-Layer Funktionalität (inkl. `blk_update_bidi_request`) genutzt.

Diese Änderung hat keine Auswirkung auf die Ausführungslogik des LRNG.

Obwohl keine Änderungen an den Aufrufen dieser Funktion vorliegen, muss eine weitere Änderung im Kern berücksichtigt werden: der Kern erkennt, wenn eine Festplatte nicht auf rotierenden Scheiben basiert (zum Beispiel SSDs, USB Sticks oder Festplatten von virtuellen Maschinenumgebungen). Die diskutierte Änderung bedingt nun, dass beim Vorliegen solcher Blockgeräte die Funktion `add_disk_randomness` **nicht** mehr aufgerufen wird. Damit wird eine derzeit nicht genau analysierte Entropiequelle nun endgültig deaktiviert. Dies bedeutet aber auch, dass zum Beispiel auf headless Serversystemen mit SSDs nun `/dev/random` viel häufiger und länger blockieren wird.

B.14.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

B.14.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.14.3 Definition und Verwendung von neuen Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen von Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.15 Linux-Kern 3.19

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.18

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 3.19

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.15.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.15.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.15.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.15.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.15.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.15.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.15.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.15.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.15.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.15.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

B.15.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.15.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.16 Linux-Kern 4.0

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 3.19

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.0

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.16.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.16.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.16.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.16.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.16.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.16.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.16.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.16.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.16.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.16.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

B.16.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.16.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.17 Linux-Kern 4.1

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 4.0

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.1

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.17.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.17.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.17.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.17.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.17.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.17.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.17.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.17.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.17.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.17.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

B.17.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.17.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.18 Linux-Kern 4.2

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 4.1

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.2

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.18.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.18.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff von random.c zeigt Änderungen, welche die kryptographischen Eigenschaften unverändert lassen. Das Ziel der Änderungen von random.c ist das Lösen folgendes Problems: innerhalb des Kerns wird ausschließlich get_random_bytes angeboten, welches ein logisches Equivalent zu /dev/urandom ist. Dies bedeutet, dass Nutzer innerhalb des Kerns keine Rauschquelle haben, bei der der Aufrufer sicher ist, dass genügend Entropie enthalten ist.

Die Änderungen erlauben einem Aufrufer eine Funktion zu registrieren, welche ausgeführt wird, wenn der `nonblocking_pool` mit mindestens 128 Bits Entropie gefüllt ist – siehe Kapitel 2.3. Nach dem Erreichen des Schwellwertes von 128 Bits werden die registrierten Funktionen aufgerufen. Derzeit nutzt der Kern-interne DRBG diese Funktion um sicherzustellen, dass ausreichend Entropie vorliegt.

Die Änderungen fügen folgende Kern-interne Schnittstellen ein:

- `add_random_ready_callback` erlaubt einem Aufrufer, eine Funktion zu registrieren.

- `del_random_ready_callback` erlaubt einem Aufrufer seine Registrierung zu löschen.

B.18.1.2 include/linux/random.h

Die vorliegenden Änderungen unterstützen vollständig die bereits diskutierten Änderungen an random.c.

B.18.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.18.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.18.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.18.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.18.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.18.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.18.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

B.18.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.18.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.19 Linux-Kern 4.3

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 4.2

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.3

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.19.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.19.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.19.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.19.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.19.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.19.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.19.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.19.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.19.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.19.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

B.19.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.19.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.20 Linux-Kern 4.4

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 4.3

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.4

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.20.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.20.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.20.1.2 include/linux/random.h

In der Header-Datei wurde eine neue Initialisierungsfunktion prandom_init_once hinzugefügt. Die Funktionalität bezüglich prandom deckt einen LFSR-basierten Pseudozufallszahlengenerator ab, der außerhalb des LRNG implementiert ist.

Damit betrifft diese Funktion nicht den LRNG und ist irrelevant für die Betrachtungen in diesem Dokument.

B.20.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.20.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.20.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.20.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.20.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.20.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.20.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

B.20.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.20.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.21 Linux-Kern 4.5

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 4.4

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.5

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.21.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.21.1.1 drivers/char/random.c

Diese Datei hat eine neue Funktion erhalten: get_random_long. Diese Funktion implementiert die gleiche Funktionalität wie get_random_int mit dem Unterschied, dass der Rückgabewert ein unsigned long ist. Wie in Kapitel 2.6.2 beschrieben, hat get_random_int keine Relevanz für den LRNG. Damit hat get_random_long ebenfalls keine Relevanz für die Diskussion in diesem Dokument.

Damit haben die Änderungen keine Auswirkungen.

B.21.1.2 include/linux/random.h

Die Header-Datei enthält die Definition von get_random_long. Wie bereits erwähnt ist get_random_long irrelevant für den LRNG.

Damit hat die Änderung keine Auswirkungen.

B.21.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.21.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.21.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.21.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.21.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.21.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.21.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

Ein Aufruf von add_hwgenerator_randomness wurde zu dem ath9k Atheros WLAN-Chip-Treiber hinzugefügt. Folgende Meldung wurde als Commit verwendet:

```
We evaluated the entropy of the ADC data on QCA9531, QCA9561, QCA955x,
  and AR9340, and it has sufficient quality random data (at least 10 bits
  and up to 22 bits of min-entropy for a 32-bit value). We conservatively
  assume the min-entropy is 10 bits out of 32 bits. Thus, ATH9K_RNG_BUF_SIZE
  is set to 320 (u32) i.e., 1.25 kilobytes of data is inserted to fill up
  the pool as soon as the entropy counter becomes 896/4096 (set by random.c).

  Since ADC was not designed to be a dedicated HW RNG, we do not want to bind

  it to /dev/hwrng framework directly. This patch feeds the entropy directly
  from the WiFi driver to the input pool. The ADC register output is only
  used as a seed for the Linux entropy pool. No conditioning is needed,
  since all the conditioning is performed by the pool itself.
```

Damit werden bei der Verwendung einer Atheros 9k WLAN Karte Daten aus dieser Karte in den input_pool geleitet. Diesen Daten wird eine Entropie unterstellt. Derzeit ist für den Autor nicht nachvollziehbar, wie genau die Entropie ermittelt wird. Dies wird derzeit mit der Linux Kernel Entwickergemeinde diskutiert.

Bis zur abschließenden Klärung dieser Rauschquelle kann bei der Nutzung einer Atheros WLAN-Karte, die vom ATH9K-Treiber getrieben wird, nicht geklärt werden, ob die NTG.1-Eigenschaften vom LRNG erfüllt werden. Das Kapitel 4 ist entsprechend abgeändert worden.

B.21.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.21.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.22 Linux-Kern 4.6

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 4.5

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.6

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.22.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.22.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.22.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.22.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.22.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.22.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.22.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.22.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.22.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.22.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen.

B.22.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.22.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.23 Linux-Kern 4.7

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 4.6

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.7

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.23.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.23.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt, dass die Funktion zur UUID Generierung (welche get_random_bytes aufruft) extrahiert wurde. Diese Funktion ist in eine andere C Datei verschoben worden.

Da diese Funktion ist ein Nutzer des LRNG ist hat die Änderung keinen Einfluss auf den LRNG.

B.23.1.2 include/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.23.1.3 include/uapi/linux/random.h

Diese Header Datei inkludiert nun Definitionen für die IOCTLs und den getrandom Systemaufruf. Diese Änderungen sind aber reine Restrukturierungen des Quellcodes ohne Auswirkungen auf Funktionen.

B.23.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.23.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.23.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.23.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu` und damit keine Auswirkungen.

B.23.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.23.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen. Diese Funktion wird immer noch vom ATH9K Treiber aufgerufen.

Der Autor dieser Studie hat einen Patch veröffentlicht, der diesen Aufruf so verändert, dass die NTG.1 Anforderungen wieder gelten. Zur Zeit wird dieser Patch noch auf der Linux Kernel Mailing Liste diskutiert.

B.23.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.23.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

B.24 Linux-Kern 4.8

Vorherige Kernversion: Linux-Kern 4.7

Derzeitige Kernversion: Linux-Kern 4.8

Die folgenden Abschnitte enthalten die Prüfung auf Änderungen.

B.24.1 Änderung von in Kapitel 1 genannten Dateien

B.24.1.1 drivers/char/random.c

Das Diff zeigt signifikante Änderungen. Diese Änderungen betreffen mit einer im folgenden besprochenen Ausnahme die Konversion des nonblocking_pools in einen ChaCha20-DRNG. Darüber hinaus wird der DRNG auf NUMA-Systemen einmal pro NUMA-Node instantiiert.

Diese Änderungen haben keinen Einfluss auf die Logik, welche /dev/random bereitstellt. Hingegen ist /dev/urandom vollständig ersetzt worden. Diese Neuerungen werden in Kapitel 2 erläutert. Da sich diese Änderungen auf /dev/urandom beschränken und diese Analyse sich zentral mit /dev/random beschäftigt, sind die Testresultate und die daraus abgeleiteten Aussagen für /dev/random unberührt.

Eine weitere Änderung stellt sicher, dass der Puffer get_random_int_hash auf 32-Bit-Systemen an einer 32-Bit-Speichergrenze und auf 64-Bit-Systemen an einer 64-Bit-Speichergrenze beginnt. Diese Änderung betrifft eine Variable, die für Funktionen außerhalb des LRNG verwendet wird. Damit hat diese Änderung keinen Einfluss auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.24.1.2 include/linux/random.h

Bei den Funktionsdefinitionen wurde der Rückgabewert von signed int auf bool gesetzt. Diese Änderung verändert die Ausführungslogik des Codes nicht, da die Rückgabewerte vorher auch nur 0 oder 1 für Erfolg/Misserfolg zurücklieferten.

B.24.1.3 include/uapi/linux/random.h

Das Diff zeigt keine Änderungen und damit keine Auswirkungen.

B.24.1.4 arch/x86/include/asm/archrandom.h

Die Änderungen in der Datei umfassen ausschließlich Aufräumarbeiten und Code-Vereinfachungen. Auch wurden die Rückgabewerte der Funktion auf den Typ bool für Boolesche Werte verändert. Die Änderungen haben keinen Einfluss auf die Ausführungslogik des LRNG.

B.24.2 Änderungen in Aufrufen der Entropiesammelfunktionen

B.24.2.1 add_input_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `input_pass_values` und damit keine Auswirkungen.

B.24.2.2 add_interrupt_randomness

Keine Änderungen des Aufruf in Funktion `handle_irq_event_percpu.`

Es wurde ein Aufruf von `add_interrupt_randomness` zu `vmbus_isr` hinzugefügt. Diese Erweiterung wurde aufgrund aktueller Erkenntnisse aus der BSI-Studie zum Verhalten von Rauschquellen in virtuellen Maschinen hinzugefügt [ZiVM16]: Wenn Linux als Gast unter Hyper-V läuft, wird ein separater Interrupt-Handler für paravirtualisierte Hyper-V-Geräte installiert. Diese paravirtualisierten Geräte werden zwar über Interrupts gesteuert, jedoch wird nicht der übliche Interrupthandler, welcher `add_interrupt_randomness` aufruft, verwendet. Damit stellt die Änderung sicher, dass auch die Interrupts für paravirtualisierte Hyper-V-Geräte zum LRNG beitragen. Damit werden durch diese Änderungen alle Interrupts unter Hyper-V verwendet, ohne dass die Ausführungslogik des LRNG verändert wird.

B.24.2.3 add_disk_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in den Funktionen `blk_update_bidi_request` und `scsi_end_request` und damit keine Auswirkungen.

B.24.2.4 add_hwgenerator_randomness

Keine Änderungen des Aufrufs in Funktion `hwrng_fillfn` und damit keine Auswirkungen. Diese Funktion wird immer noch vom ATH9K-Treiber aufgerufen.

Der Autor dieser Studie hat einen Patch veröffentlicht, der diesen Aufruf so verändert, dass die NTG.1-Anforderungen wieder erfüllt werden. Zur Zeit wird dieser Patch noch auf der Linux Kernel Mailingliste diskutiert.

B.24.2.5 add_device_randomness

Keine Änderungen der Nutzung der Funktion in Initialisierungsfunktionen von Gerätetreibern.

B.24.3 Definition und Verwendung neuer Schnittstellen

Keine Änderungen und Neuerungen bei den Schnittstellen zu den Entropie-Pools.

Appendix C Mapping zum Dokument von T-Systems

Zur einfacheren Vergleichbarkeit des vorliegenden Dokuments zum vorherigen Dokument von T-Systems (siehe [LLT07]), stellt folgenden Tabelle den Inhalt der Kapitel grob gegenüber.

T-Systems Kapitel	**Vorliegendes Dokument Kapitel**
1	1
2	Entfallen/ersetzt durch andere Informationen
3	2
-	3
-	4
4	5,6
-	7
5	8

Aus der Tabelle wird ersichtlich, dass in dieser Untersuchung zusätzlich eine kurze Zusammenfassung von bekannten Analysen des LRNG (siehe Kapitel 3) eingefügt wurde, sowie eine Überprüfung des LRNG auf Abdeckung der NTG.1-Anforderungen (siehe Kapitel 4).

Des Weiteren werden die von T-Systems durchgeführten Tests aufgelistet und mit dem vorliegende Dokument verglichen.

T-Systems Tests	**Tests im vorliegenden Dokument**
Test in Abschnitt 4.1	Ersetzt durch Tests in Abschnitt 5.2.6, Fehler: Referenz nicht gefunden, 5.2.8 , die die Verteilung der Entropie-Pools analysieren.
Test in Abschnitt 4.2	Abschnitt 6.1.2
Test in Abschnitt 4.3.1	Abschnitt 6.2.3
Tests in Abschnitt 4.3.2	Abschnitt 6.2.4 und Abschnitt 6.2.6 Folgende Tests sind nicht vorhanden: • Durchführung der Fouriertransformation von Beobachtungswerten • Analyse der Verteilung der Bits bei den Differenzen der Prozessorzyklen • Tests, welche die T-Systems Abbildungen 15ff durchführen – es ist unklar, auf welche Komponenten sich die Tests beziehen.
Tests in Abschnitt 4.3.4	Abschnitt 6.2.7

Wir bemerken an dieser Stelle, dass hier auf die Verwendung der Fouriertransformation zur Identifizierung von Regelmäßigkeiten innerhalb der gemessenen Werte verzichtet wurde, da die Ergebnisse von T-Systems entweder ohne Befund waren oder Signale aufgedeckt haben, für die keine Erklärung gefunden werden konnte.

Appendix D Abkürzungen und Glossar

IOCTL	Input / Output Control – Systemaufruf bei Unix
IOMMU	Input / Output Memory Management Unit
MSI	Message Signaled Interrupt
Jiffies	„Im Bereich der Computertechnik steht ein Jiffy für die Periodendauer des Timer-Interrupts und stellt damit eine betriebssystem- und hardwareabhängige Maßeinheit für die Anzahl der Zeitschlitze (engl. timeslices), die ein Prozess benötigt, dar." [40] In Linux wird dieser Wert ist normalerweise alle 4 ms (== 250 Hz) erhöht. Zur Kompilierzeit wird dieser Wert auf 250 Hz als Standardwert für x86 gesetzt, kann aber mittels des Kern-Konfigurations-Parameters `CONFIG_HZ` verändert werden.
Bit-Summe	Anzahl der gesetzten Bits

40 Quelle: http://de.wikipedia.org/wiki/Jiffy

Appendix E Literaturverzeichnis

[AIS2031] A proposal for: Functionality classes for random number generators, Version 2.0, 18 September 2011

[GPR06] Zvi Gutterman, Benny Pinkas, Tzachy Reinmann: "Analysis of the Linux Random Number Generator", IACR Cryptology ePrint Archive, Article No.86, 2006 (http://eprint.iacr.org/2006/086).

[INTEL3C] Intel 64 und IA-32 Architecture Developer's Manual Vol 3C, July 2014

[KS11] Wolfgang Killmann, Werner Schindler:"A proposal for: Funtionality classes for random number generators", 2011.

[LLT07] Kerstin Lemke-Rust, Tobias Lohmann, Wolfgang Thumser:" Dokumentation und Analyse des LINUX Zufallszahlengenerators", 2007

[LPM10a] Linux Programmer's Manual: "random, urandom - kernel random number source devices", 2010.

[LPM10b] Linux Programmer's Manual: "poll, ppoll - wait for some event on a file descriptor", 2010.

[LRSV12] Patrick Lacharme, Andrea Röck, Vincent Strubel, Marion Videau: "The Linux Pseudorandom Number Generator Revisited", IACR Cryptology ePrint Archive,Article No. 251, 2012 (http://eprint.iacr.org/2012/251)

[Mü12] Stephan Müller:" Proper Use of the Linux Kernel Random Number Generator", 2012.

[P12] Benjamin Pousse:"Short communication: An interpretation of the Linux entropy estimator", IACR Cryptology ePrint Archive, Article No. 487, 2012 (http://eprint.iacr.org/2012/487)

[T06] Theodore Ts'o:" Re: /dev/random on Linux", http://lkml.org/lkml/2006/5/16/300, 2006.

[ZiVM16] Analysis of Random Number Generation in Virtual Environments, Stephan Müller, Gerald Krummeck, Helmut Kurth, 2016-10-21

[ChaCha] Bernstein, D., "ChaCha, a variant of Salsa20", January 2008, <http://cr.yp.to/chacha/chacha-20080128.pdf>

[RFC7539] ChaCha20 and Poly1305 for IETF Protocols, May 2015, https://www.rfc-editor.org/rfc/rfc7539.txt

[RDRAND] Intel Digital Random Number Generator, Intel, http://software.intel.com/en-us/articles/intel-digital-random-number-generator-drng-software-implementation-guide/