



**Hochschule für Technik
und Wirtschaft Berlin**

University of Applied Sciences

Prototypische Implementierung und Evaluation eines asynchronen, performance-orientierten SYN-Portscanners in Rust

Bachelorarbeit

von

Lennard Alexander Dubhorn

Matrikelnummer: s0592852

Fachbereich 4 – Informatik, Kommunikation und Wirtschaft –
der Hochschule für Technik und Wirtschaft Berlin

zur Erlangung des akademischen Grades

Bachelor of Engineering (B. Eng.)

im Studiengang

Wirtschaftsinformatik

Tag der Abgabe: 06.02.2025

Erstgutachten: Prof. Dr.-Ing. Alexander Stanik

Zweitgutachten: Dr.-Ing. Ingmar Poesche

Inhaltsverzeichnis

1	Einleitung	1
1.1	Motivation und Einführung in das Themengebiet	1
1.2	Zielsetzung und Forschungsfrage	2
1.3	Abgrenzung des Themas	2
2	Theoretische Grundlagen	3
2.1	Grundlagen der Netzwerkkommunikation	3
2.1.1	Ports	3
2.1.2	Transmission Control Protocol (TCP)	4
2.2	Portscanning	4
2.2.1	SYN-Scanning	5
2.3	Schnittstellen zur Paketverarbeitung unter Linux	6
2.3.1	Linux	6
2.3.2	Raw-Sockets und Address Families	7
2.3.3	Erweiterte Berkley Packet Filter (eBPF)	7
2.3.4	eXpress Data Path (XDP)	8
2.4	Die Programmiersprache: Rust	10
2.4.1	Konzepte und Besonderheiten	10
2.4.2	Asynchrone Programmierung und Performance von Rust	11
3	Stand der Technik	13
3.1	Historische Entwicklung des horizontalen Netzwerk-Scannings	13
3.1.1	Der Standard Scanner: ZMap	13
3.2	Alternative Implementierungsansätze	14
3.3	Weitere relevante wissenschaftliche Arbeiten	15
3.4	Vergleichsobjekte für die Evaluation	16
3.5	Problematik bisheriger Ansätze	16
3.5.1	Problematik C-basierter Ansätze	16
3.5.2	Problematik alternativer Ansätze	17
3.5.3	Lösungsansatz	17
4	Anforderungsanalyse und Methodik	18
4.1	Anforderungsanalyse	18
4.1.1	Funktionale Anforderungen	18
4.1.2	Nicht-funktionale Anforderungen	19
4.2	Vorgehensmodell der Entwicklung	20

4.3	Untersuchungsdesign	21
4.3.1	Metriken	21
4.3.2	Testumgebung	21
4.3.3	Testablauf	22
5	Konzeption und Implementierung	23
5.1	Übersicht genutzter Crates	23
5.2	Projektstruktur Basisimplementierung	24
5.2.1	Logische Komponenten des Scanners	25
5.3	Implementierung und Funktionsweise der Komponenten	26
5.3.1	Paketemissionierung (emitting_packets)	28
5.4	Ergebnisverarbeitung (capturing_packets)	30
5.5	Programmstart und Jobverwaltung (job_controlling)	33
5.6	eBPF	37
5.6.1	XDP Programm	37
5.6.2	Funktionsweise	37
5.7	Qualitätssicherung	41
5.8	Testumgebung	41
5.8.1	Hardware-Spezifikation	41
5.8.2	Inkompatibilitäten und Einschränkungen	42
5.8.3	Aufbau des Zielknotens	43
5.8.4	Messdatenerfassung	44
5.9	Contiki-Verzeichnisstruktur	44
5.9.1	Übersetzung eines Contiki-Programms	45
5.9.2	Programmieren eines Mikrocontrollers	46
6	Tests und Evaluation	48
6.1	Herleitung von Test-Cases	48
6.1.1	Funktionale Tests	48
6.1.2	Leistungstests/Performancetests	48
6.2	Bewertung der Ergebnisse	48
7	Fazit und Ausblick	49
A	Ergänzende Systeminformationen	51
A.1	Netzwerkkarten-Konfiguration (Ethtool)	51
	Abbildungsverzeichnis	53
	Tabellenverzeichnis	54
	Quelltextverzeichnis	55
	Literaturverzeichnis	56

Eigenständigkeitserklärung	61
-----------------------------------	-----------

Kurzfassung

Diese Arbeit beschreibt die Erstellung einer internetfähigen Steuerung für elektrische Verbraucher. Anforderungen an die Steuerung werden nach dem Kano-Modell definiert. Über eine Nutzwertanalyse werden vorhandene Techniken und Standards bewertet. Exemplarisch wird die Lösung mit dem größten Nutzwert implementiert.

Ein Zigbit-Modul, bestehend aus einem AVR Mikrocontroller und einem IEEE 802.15.4 Funkchip, bildet die Basis für die Hardware. Zusammen mit einem selbst dimensioniertem Kondensatornetzteil wird das Modul in einem Steckdosengehäuse verbaut.

Um zukunftsicher zu sein, wird das Protokoll IPv6 eingesetzt. Die Adaptionsschicht übernimmt das Protokoll 6LoWPAN. Das verwendete Betriebssystem Contiki besitzt eine fertige Webserver-Applikation, die für die eigenen Zwecke angepasst wird. Das Protokoll IEC 60870-5-104 wird neu implementiert. Es basiert auf dem TCP/IP-Modell und wird vor allem im Umfeld von Energieleitsystemen eingesetzt. Es eignet sich besonders für einen automatisierten Zugriff.

Über eine öffentliche Adresse des IPv6-Tunnelbrokers SixXS ist die Steuerung weltweit erreichbar und der elektrische Verbraucher kann über einen Webbrowser oder von einem Energieleitsystem ein- und ausgeschaltet werden.

Die Anforderungen nach dem Kano-Modell wurden nahezu vollständig erfüllt. Die Implementierung eines Webserver und einer IEC 60870-5-104 Applikation ist mit den gegebenen limitierten Ressourcen möglich. Anwendungsmöglichkeiten für die Steuerung liegen im Bereich eHome und Smart Grid.

Abstract

This Master Thesis describes the implementation of a solution to control and monitor electric consumers via the Internet. Needs of this solution are defined by use of the Kano model. Existing technologies and standards are benchmarked by means of a cost-utility analysis. The solution that scores the highest value of benefit will be implemented typically.

A Zigbit Module forms the basis of the hardware. It bundles an AVR microcontroller and an IEEE 802.15.4 transceiver. Together with a self-dimensioned capacitive power supply it is mounted in a socket housing.

To be future-proof, the IPv6 protocol is used. The 6LoWPAN protocol handles the adaptation layer. Contiki is used as operating system. It is delivered with a ready-to-use web server application which is customized for the own purposes. The IEC 60870-5-104 protocol is implemented from scratch. It is based on TCP/IP and is used in the field of energy management systems. It is particularly suitable for automated access.

Via a public address given by IPv6 tunnel broker SixXS the solution is accessible worldwide. The electric consumer can be switched on and off by the means of a web browser or an energy management system.

The needs according to the Kano model are almost completely achieved. It is possible to implement a solution consisting of a web server and IEC 60870-5-104 application in resource constraint environments. Possible applications for such a solution are in the field of home automation and smart grid.

Kapitel 1: Einleitung

1.1 Motivation und Einführung in das Themengebiet

Netzwerk-Scanning macht einen großen Teil des Internet-Verkehrs im IPv4 Adressraum aus. So ist 98 Prozent des gesamten TCP Verkehrs weltweit auf **SYN**-Scans zurückzuführen [1]. Bekannte Tools wie *ZMap* werden stetig weiterentwickelt [2] und sind seit der Entwicklung von performanten Open-Source Scannern wie *ZMap* oder *Masscan* [3][4] dazu fähig, den gesamten IPv4 Adressraum in weniger als 45min zu scannen. Das Scannen von Netzwerken nach offenen Ports ermöglicht es Organisationen Schwachstellen ausfindig zu machen, bevor Angreifer es tun. Außerdem lassen sich durch das breitflächige Scannen von ausgewählten Adressräumen oder dem gesamten IPv4 Raum Informationen über Trends und Veränderungen dieser ableiten. Cyberangriffe haben Auswirkungen auf den Ruf und die finanzielle Stabilität von Unternehmen [5]. Die gegenwärtig hohen Angriffszahlen zum Beispiel bei *Denial-of-Service* Angriffen [6] unterstreichen die Wichtigkeit.

Bisherige Hochleistungsscanner, wie die soeben genannten, wurden überwiegend in C entwickelt [3][4][7][8]. C ist häufig die Standardwahl für maschinennahe Anwendungen, da sie zum einen ein niedriges Level an Abstraktion und zum anderen hochperformant sein kann [TODO]. Allerdings ist C anfällig für menschengemachte Fehler [9] wie `..TODO..` [TODO], von welchen die meisten sicherheitsrelevanten aus der Fraktion der Speicherverwaltung stammen [10]. Andere Sprachen wie Go oder Python lösen einige dieser Probleme durch die Nutzung einer automatischen Speicherverwaltung [TODO]. Diese Sprachen sind allerdings im Vergleich zu Sprachen wie C weniger performant [10].

Rust hingegen schneidet in Vergleichen bezüglich der Performance auf ähnlichem Niveau wie C ab, bringt gleichzeitig aber das höchste Sicherheitsniveau der genannten Sprachen mit [10][11]. Außerdem unterstützt Rust Konzepte von Sprachen hoher Abstraktionsebene, wie beispielsweise die der funktionalen Programmierung oder Objektorientierung [11], während zudem in der zuletzt zitierten Untersuchung, auch die Anzahl der Zeilen niedriger als im Vergleich zu dem in C geschriebenen Code ist.

Bisher fehlt eine fundierte Untersuchung darüber, ob Rust als moderne Sprache, welche Sicherheitsgarantien, *high-level*¹ Konzepte und Performance vereint, in Kombination mit aktuellen Linux-Schnittstellen, in der Lage ist, eine konkurrenzfähige Alternative zu gängigen Hochleistungsscannern, welche überwiegend in C geschrieben sind, darzustellen. Es

¹Auf hoher Abstraktionsebene

ist ungeklärt, ob der potenzielle Performanceunterschied gering genug ist, um durch die gewonnene Sicherheit kompensiert zu werden, weshalb diese Arbeit an diesem Punkt ansetzt.

1.2 Zielsetzung und Forschungsfrage

In dieser Arbeit wird ein prototypischer SYN-Portscanner zum breitflächigen Scannen von Netzwerken in Rust entwickelt. Der Fokus des Scanners liegt auf einer hohen Performance, weshalb die Architektur teilweise asynchron gestaltet und leistungsfähige Linux-Schnittstellen wie `AF_PACKET` und `XDP` verwendet werden. Anschließend wird dieser bezüglich ausgewählter Performance Metriken mit einer repräsentativen Auswahl an bestehenden Scannern verglichen und die Ergebnisse daraufhin evaluiert.

Es ergibt sich folgende Forschungsfrage: Inwieweit kann ein in Rust implementierter asynchroner SYN-Scanner hinsichtlich des Durchsatzes und der Ressourceneffizienz mit etablierten Hochleistungsscannern konkurrieren und durch spracheneigene Sicherheitsgarantien eine tragfähige Alternative für den produktiven Einsatz darstellen?

1.3 Abgrenzung des Themas

Bei der in dieser Arbeit entwickelten Implementierung handelt es sich um einen horizontalen Scanner 2. Anders als beispielsweise beim regulären SYN-Scan des Tools *Nmap* [12], welcher in der Regel vertikal erfolgt.

Zusätzliche Mechanismen zur Verschleierung des Scans oder weiterführende Maßnahmen zur Treffererhöhung werden in dieser Implementierung rudimentär oder gar nicht behandelt, da der Fokus auf der Nutzung von Rust, sowie der Entwicklung eines Performanz-orientierten Netzwerkscanners liegt. Da der normale Ablauf des SYN-Scans bereits grundlegende Mechanismen in den Bereichen mitbringt [13], sind diese Gebiete für die Beantwortung der Forschungsfrage nicht notwendig. Die weiterführende Untersuchung der Ergebnisse bildet einen eigenen Forschungszeitraum und ist somit auch ausgeschlossen.

Außerdem beschränkt sich diese Arbeit auf den IPv4 Adressraum, da dies genügt, um der Forschungsfrage nachzugehen.

Kapitel 2: Theoretische Grundlagen

In diesem Kapitel werden die nötigen Grundlagen zum Verständnis des Portscanning in Form von **SYN**-Scans, sowie das nötige Wissen über Netzwerkkommunikation, die genutzten Technologien und Linux-Schnittstellen vermittelt. Des Weiteren wird auf Asynchrone Programmierung eingegangen, sodass ein Verständnis für das nachfolgende Konzept der Implementierung gegeben ist.

Anschließend werden die zum Vergleich genutzten Scanner vorgestellt und eingeordnet. Auch Rust und dessen Besonderheiten wird genauer vorgestellt.

2.1 Grundlagen der Netzwerkkommunikation

Bei der Kommunikation in TCP/IP ¹ Netzwerken dient das IP-Protokoll und die IP-Adressen zur Identifikation der Maschine im Netzwerk, während die genaue Adressierung der spezifischen Anwendungen durch sogenannte Ports bzw. der sogenannten Portnummer bestimmt wird [12] (TODO SEITE?). Die Portnummer ist ein 16-Bit-Wert und kann somit zwischen jeweils einschließlich 0 und 65535 liegen [Computernetzwerke S107]. Einige Portnummern sind fest vergeben oder für bestimmte Anwendungen registriert [14], was es ermöglicht, gezielt nach bestimmten Anwendungen zu scannen. Der gesamte Kommunikations-Endpunkt wird *Socket* genannt. TODO cite [Computernetzwerke S108].

2.1.1 Ports

Ports können in verschiedene Zustände eingeordnet werden. Für diese Arbeit ist nur die Unterscheidung zwischen offen und geschlossen/gefiltert relevant.

- **Offen:** Eine Anwendung lauscht auf dem Port und akzeptiert eingehende valide TCP oder UDP Anfragen [12].
- **Geschlossen / Gefiltert:** Der mit dem Port verbundene Service ist zwar ansprechbar, aber akzeptiert keine eingehenden Verbindungen / Es gibt lediglich eine ICMP (Fehler) Antwort oder gar keine, da beispielsweise kein Service für diesen Port existiert [12].

¹Eine grundlegende Kenntnis über das TCP/IP Modell wird angenommen

2.1.2 Transmission Control Protocol (TCP)

Das Transmission Control Protocol operiert in der Transportschicht des TCP/IP Modells und ist eines der meistgenutzten Transportprotokoll des Internets [15] TODO S71. Es gewährleistet eine zuverlässige, verbindungsorientierte Datenübertragung zwischen den Prozessen der Hosts. Die ursprüngliche Spezifikation erfolgte im RFC 793 [16], welches durch RFC 9293 [17] konsolidiert wurde. Für die Entwicklung eines SYN-Portscanners sind insbesondere der Aufbau des TCP-Headers und der Mechanismus des Verbindungsaufbaues entscheidend.

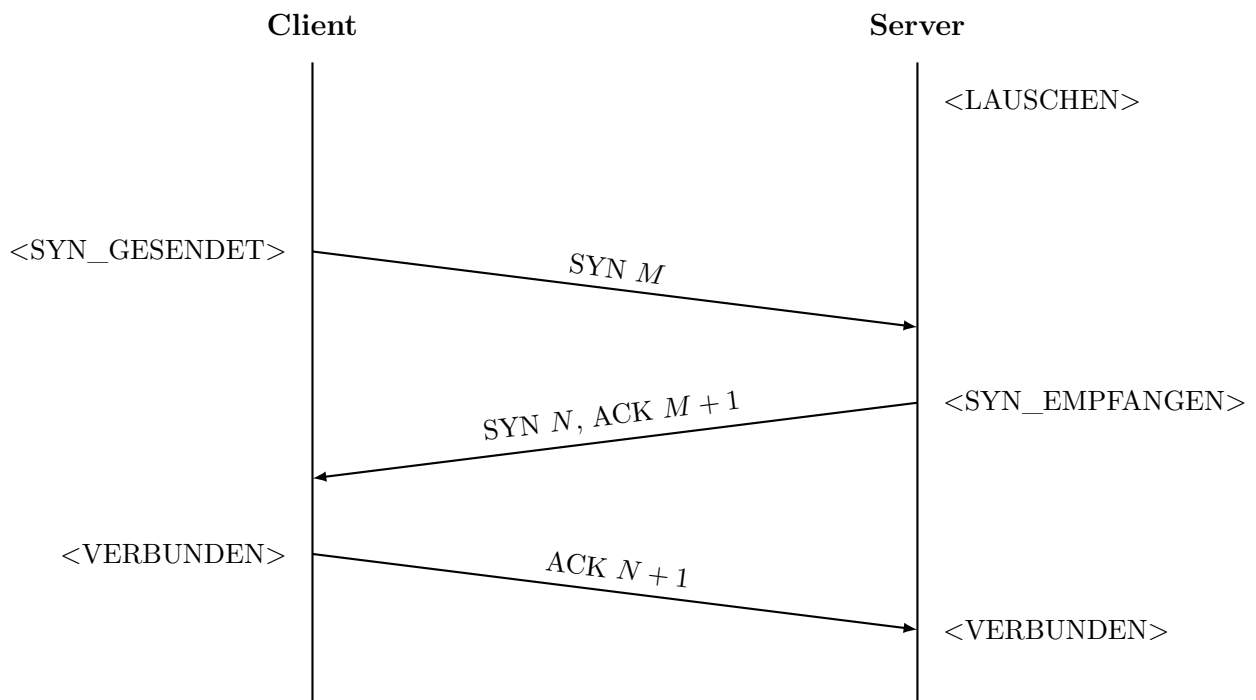


Abbildung 2.1: *Three-Way-Handshake* zum Aufbau einer TCP-Verbindung [15].

Da das TCP Protokoll Daten als Datenstrom (*Stream*) statt einzeln (*Message*) versendet, wird vorher eine Verbindung in einem sogenannten *Three-Way-Handshake* aufgebaut [15] S71/72. Bei diesem werden TCP Pakete mit jeweils unterschiedlichen Werten in den *Control Bits (Flags)* des TCP-Headers nach folgendem Muster ausgetauscht:

2.2 Portscanning

Portscanning, als Art des Netzwerk-Scannings, ist eines der fundamentalen Verfahren in der Netzwerksicherheit zum Auffinden von potenziellen Schwachstellen [12]. Ein Portscanner verschickt Pakete an ein Zielsystem und zieht anhand der Antworten, oder auch ausbleibenden Antworten, Rückschlüsse auf den Zustand des Systems. Das Ziel ist die Identifikation von offenen Ports bzw. aktiven Diensten, was als erster Schritt für weiterführende Sicherheitsanalysen oder aber auch Angriffe dienen kann. [TODO NIST S4-3]

0		16										31							
Source Port										Destination Port									
Sequence Number																			
Acknowledgment Number																			
Data Offset		Reserved		CWR	ECN	URG	ACK	PSH	RST	SYN	FIN	Window							
Checksum												Urgent Pointer							
Options / Padding																			

Abbildung 2.2: Aufbau des TCP-Headers nach RFC 9293 [17].

Beim Scannen von Ports können grundsätzlich zwei strategische Ausrichtungen unterschieden werden:

- **Vertikales Scannen:** Hierbei wird ein einzelner Ziel-Host (TODO Host erklären) auf eine Vielzahl von Ports (oft alle 65535) gescannt, um ein möglichst vollständiges Profil möglicher Schwachstellen des Zielsystems zu erlangen und somit eher für das Penetrationstesting geeignet ist.
- **Horizontales Scannen:** Ein sehr großer Adressbereich, beispielsweise das komplette IPv4-Internet wird gescannt. Dafür ist die Anzahl der zu scannenden Ports sehr klein oder auf einen einzigen beschränkt. Dies bietet die Möglichkeit wertvolle Daten über Trends oder die Verbreitung von Schwachstellen zu untersuchen [3].

2.2.1 SYN-Scanning

Für einen *half-open SYN*-Scan wie er in dieser Arbeit behandelt wird, sind lediglich die ersten beiden Schritte des Verbindungsablaufes relevant. Es wird davon Gebrauch gemacht, dass bereits und ausschließlich eine **SYN/ACK** Antwort den Port als offen klassifiziert, was den weiteren Verbindungsaufbau irrelevant macht [12]. Um den Scan zu verschleiern und den Verbindungsversuch trotz dessen sauber abzuschließen, kann anschließend noch ein Paket, bei welchem die **RST** Flag der *Control Bits* gesetzt ist gesendet werden [12].

Um antwortende Hosts effizient zu identifizieren, wird das Prinzip des **SYN-Cookies** adaptiert [3], welches ursprünglich als Abwehrmechanismus gegen *Denial-of-Service*-Angriffe spezifiziert wurde [18, S. 8]. Dafür werden verbindungspezifische Informationen unter Verwendung eines Hash-Algorithmus (z. B. keyed SipHash) kodiert und als *Sequence Number* in den TCP-Header des ausgehenden **SYN**-Pakets eingetragen. Antwortet ein Ziel-Host mit einem **SYN-ACK**-Paket, so enthält dessen *Acknowledgment Number* gemäß TCP-Spezifikation

den inkrementierten Wert der ursprünglichen *Sequence Number*. Die Validierung lässt sich abstrahiert wie folgt beschreiben:

```
is_valid = hash(value_0, value_1, ..., secret) == answer.ack_num - 1
```

Da die Validierung einer Antwort somit rein mathematisch erfolgt und keine Speicherung in - oder Zugriff auf eine lokale Zustandstabelle benötigt, wird eine sowohl zeitliche als auch logische Entkopplung von Sende- und Empfangsprozessen erwirkt, was wiederum eine asynchrone Architektur ermöglicht.

Entscheidend für den Scanner sind also folgende Header Felder:

Tabelle 2.1: Relevante TCP Header Felder

Header Feld	Beschreibung
<i>Source Port</i>	Beschreibt den genutzten Port des Ausgangsdienstes.
<i>Destination Port</i>	Beschreibt den zu scannenden Port des Zielsystems.
<i>Sequence Number</i>	Wird zur Speicherung des SYN-Cookies genutzt.
<i>Acknowledgement Number</i>	Wird zum Abrufen des SYN-Cookies genutzt.
<i>Control Bits (Flags)</i>	Wird für die verschiedenen Phasen des Verbindungsaufbaues angepasst oder ausgelesen.

2.3 Schnittstellen zur Paketverarbeitung unter Linux

Um einen performanten Scanner zu bauen, müssen die genutzten Technologien zum einen für die Netzwerkprogrammierung geeignet und zum anderen hohe Sende- und Empfangsraten zulassen, während möglichst wenig Rechenressourcen verbraucht werden.

2.3.1 Linux

Linux ist ein Open-Source Betriebssystem-Kernel, welcher aufgrund neuartiger Subsysteme (wie beispielsweise eBPF (siehe 2.3.3) oder XDP (siehe 2.3.4)), eine programmierbare Paketverarbeitung nahe an der Hardware ermöglicht [19]. Dies ist für die Entwicklung eines Hochleistungs-Scanners von großem Vorteil.

Ein zentrales Konzept zum Verständnis der Performance-Grenzen ist die Unterscheidung zwischen *User Space* und *Kernel Space* [19] S23:

- **Kernel Space:** Hier läuft der Kern des Betriebssystems mit vollem Zugriff auf die Hardware und den Speicher. Treiber und der Netzwerk-Stack operieren auf dieser Ebene.
- **User Space:** Hier laufen reguläre Anwendungen in isolierten Speicherbereichen. Diese haben keinen direkten Zugriff auf den *Kernel Space*.

Die Kommunikation zwischen diesen Ebenen erfolgt über *System Calls*. Jeder Wechsel (*Context Switch*) zwischen *User* und *Kernel Space*, sowie das Kopieren von Daten zwischen diesen Speicherbereichen, erzeugt *Overhead*. Beim Versenden und Empfangen sehr vieler Pakete summiert sich dieser *Overhead*, da jedes Paket im Normalfall sowohl *Kernel Space*, als auch *User Space*, durchschreitet [TODO]. Dies belastet die CPU und wird für den Durchsatz zum Flaschenhals.

2.3.2 Raw-Sockets und Address Families

Als Endpunkt für die Kommunikation werden *Sockets* genutzt [20]. Die traditionelle Netzwerkprogrammierung unter Linux abstrahiert die Komplexität der Netzwerkprotokolle wie TCP. So übernimmt der Kernel dabei vollständig den *Three-Way-Handshake* und das Zustandsverwaltung [TODO]. Für einen SYN-Scanner ist dies ungeeignet, da der Scanner lediglich das initiale SYN-Paket senden und die Antwort registrieren will, ohne eine vollwertige Verbindung aufzubauen, welche Ressourcen im Kernel binden würde.

RAW-Sockets erlauben der Anwendung, Netzwerkpakete unter Umgehung bestimmter Layer des Kernel-Stacks zu senden und zu empfangen [21]. Der Entwickler muss die Protokoll-Header selbst konstruieren. Dies ist für *half-open* Port-Scanner essenziell, um individuelle Pakete zu generieren, ohne dass der Kernel automatisch in den Verbindungsaufbau eingreift.

Die Adress-Familien definieren dabei die Interpretation der Adressen und die Ebene des Zugriffs [22]. Hier ein paar Beispiele: <- TODO Besser formulieren

- **AF_INET (Standard):** AF_INET Operiert auf Layer 3 (IP Ebene), deshalb fügt der Kernel den IP-Header hinzu. Auch das Routing wird (TODO vollständig?) durch den Kernel vorgenommen.
- **AF_PACKET (Performant):** Diese Familie ermöglicht direkten Zugriff auf Layer 2 (Ethernet-Ebene). Anwendungen können rohe Ethernet-Frames lesen und schreiben. Dies bietet die vollständige Kontrolle über die Paketerstellung.
- **AF_XDP (Sehr Performant):** Hierbei handelt es sich um eine für Hochleistungspaketverarbeitung optimierte Address-Familie. Sie ermöglicht das Senden und Empfangen von Paketen unter fast vollständiger Umgehung des Kernel-Stacks.

2.3.3 Erweiterte Berkley Packet Filter (eBPF)

Ursprünglich als *Berkeley Packet Filter* (BPF) für Werkzeuge wie *tcpdump* entwickelt, um Pakete effizient zu filtern [23], wurde die Technologie zum erweitert, sodass grundlegend neue Möglichkeiten erschlossen wurden.

eBPF ist eine im Linux-Kernel integrierte virtuelle Maschine (VM), die es erlaubt, benutzerdefinierten Bytecode sicher und effizient im *Kernel*-Kontext auszuführen, ohne Kernel-Module schreiben oder den Kernel neu kompilieren zu müssen [24] S207. **eBPF**-Programme werden zur Laufzeit durch einen *JIT-Compiler* (*Just-In-Time*) in native Maschinensprache übersetzt. Ein *Verifier* stellt vor der Ausführung sicher, dass der Code sicher ist TODO cite. So werden Fehler wie beispielsweise Endlosschleifen oder falsche Speicherzugriffe vermieden.

Für einen **SYN**-Scanner ist **eBPF** nützlich, da es ermöglicht, eingehende Antwortpakete (**SYN-ACK**) extrem früh zu filtern und an den *User Space* weiterzuleiten, bevor teure Speicherstrukturen des Kernels angelegt werden. So werden nur relevante Daten an den *User Space* weitergereicht.

2.3.4 eXpress Data Path (XDP)

XDP definiert eine limitierte Ausführungsumgebung für **eBPF**-Programme, die direkt im Kontext des Netzwerktreibers ausgeführt werden. Dies ermöglicht eine programmierbare und hochperformante Paketverarbeitung direkt im Betriebssystemkern. Im Gegensatz zu früheren Ansätzen, die den Kernel vollständig umgehen (z.B. DPDK), integriert sich XDP kooperativ in den bestehenden Stack [25].

Ein XDP-Programm kann Pakete verwerfen (**XDP_DROP**), an den regulären Netzwerkstack weiterleiten (**XDP_PASS**), über dieselbe Schnittstelle zurücksenden (**XDP_TX**) oder an eine andere CPU bzw. einen *Userspace-Socket* umleiten (**XDP_REDIRECT**) [25][26].

Die Effizienz von XDP resultiert aus der Positionierung im Datenpfad. In herkömmlichen Linux-Netzwerkarchitekturen durchläuft ein Paket nach dem Empfang durch die Netzwerkkarte den gesamten Netzwerk-Stack. Erst danach erreichen die Daten den *User Space*. Dies erfordert CPU und Speicher- aufwendige Kontextwechsel (*Context Switches*) zwischen *Kernel*- und *User-Mode*, sowie die Allokation komplexer Metadatenstrukturen (**sk_buff**)² [25][27]. XDP greift vor dieser Allokation ein (siehe Abbildung 2.3). Tests zeigen, dass XDP auf einem einzelnen CPU-Kern bis zu fünfmal mehr Pakete pro Sekunde verarbeiten kann als der Standard Linux-Stack [25].

Die Performance und Verfügbarkeit von XDP hängen vom verwendeten Betriebsmodus ab. Nach Zhang et al. [27] und Vieira et al. [26] lassen sich drei Modi unterscheiden:

- **Native Mode (Driver Mode)**: Dies ist der Standardmodus für Hochleistungsanwendungen. Das XDP-Programm wird direkt im Netzwerkkartentreiber ausgeführt. Die Verarbeitung erfolgt nach dem DMA-Transfer (*Direct Memory Access*) in den *Ring-Buffer*, aber vor der **sk_buff**-Allokation. Dies erfordert explizite Unterstützung durch den Treiber der Netzwerkkarte.

²*Socket Buffer*

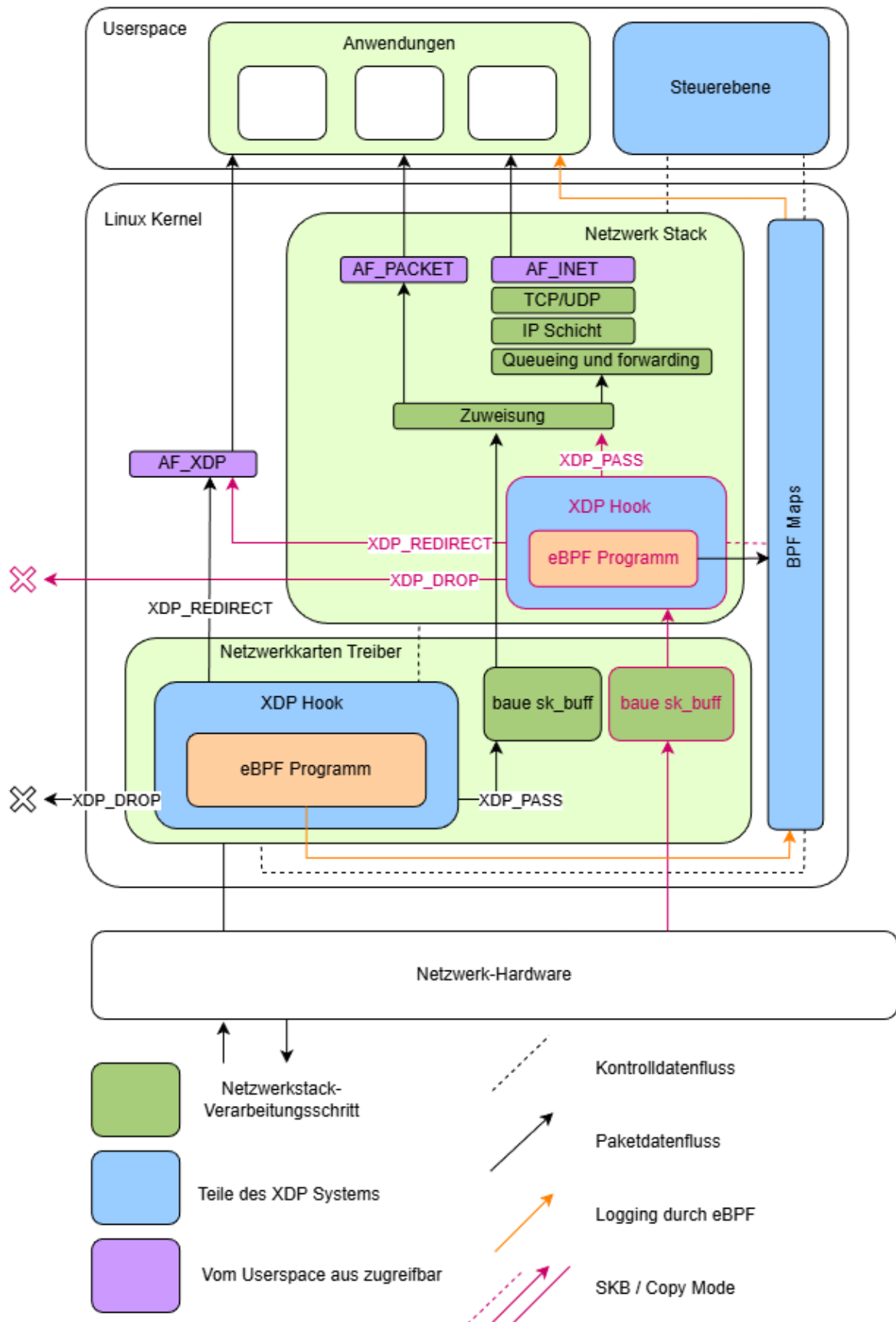


Abbildung 2.3: Der Empfangspfad durch den Kernel bei der Nutzung von XDP und eBPF (vereinfacht). Orientiert an Høiland et al. [25].

- **Offloaded Mode (Hardware Mode):** Hierbei wird das eBPF-Programm vom Kernel auf die Netzwerkkarte ausgelagert und direkt auf der Hardware ausgeführt. Dies bietet die höchste Performance, da die Host-CPU vollständig von der Paketverarbeitung entlastet wird, setzt aber die Nutzung einer sogenannten *Smart NIC* Netzwerkkarte voraus.
- **Generic Mode (SKB Mode):** Dieser Modus dient der Kompatibilität. Wenn ein Treiber XDP nicht nativ unterstützt, führt der Kernel das XDP-Programm an einer späteren Stelle im Netzwerkstack aus. Zwar gehen hier die massiven Performance-Vorteile der Speicherersparnis verloren, jedoch wird sichergestellt, dass XDP-Anwendungen auf jeder Hardware funktionsfähig bleiben. Trotzdem profitiert es von effizienteren, sperrfreien *Ring-Buffer*-Strukturen (<- TODO bessere Argumente)

2.4 Die Programmiersprache: Rust

Rust ist eine multiparadigmatische Systemprogrammiersprache, die ursprünglich von Mozilla Research entwickelt wurde. Der Hauptfokus der Sprache ist die Sicherheit. Doch auch Performance und Nebenläufigkeit sind immer weiter in den Fokus gerückt [28]. Dabei schafft es Rust als erste Sprache Speichersicherheits-Konzepte von Sprachen hoher Abstraktionsebene mit der Entscheidungsfreiheit über die Ressourcenverwaltung von Sprachen niedriger Abstraktionsebene zu vereinen [29].

2.4.1 Konzepte und Besonderheiten

Sprachen hoher Abstraktionsebene bedienen sich häufig einer automatisierten Speicherverwaltung mithilfe eines *Garbage Collectors*, um Speicherfehler, welche das Sicherheitsniveau einer Sprache maßgeblich bestimmen [10], zu vermeiden. Rust hingegen nutzt ein einzigartiges Modell, welches durch drei zentrale Konzepte bestimmt wird:

- **Ownership:** Jede Variable hat einen *Owner* (Besitzer). Wird der Besitzer gelöscht, wird auch die Variable gelöscht. Die Variable kann nur einen Besitzer haben [30]. Das bewirkt, dass der Programmierer sich nicht um das Freigeben des Speichers kümmern muss.
- **Borrowing:** Um eine Variable als Referenz in mehreren Kontexten nutzen zu können, ohne dessen *Owner* zu wechseln, gibt es das *Borrowing* Konzept, mit folgenden Regeln: es kann entweder eine veränderbare oder mehrere unveränderbare Referenzen einer Variable geben [28].
- **Lifetimes:** Jede Referenz in Rust besitzt eine Lebensdauer (*Lifetime*), welche den Gültigkeitsbereich definiert, in dem die Referenz valide ist. Meist implizit vom Compiler abgeleitet, verhindern *Lifetimes* falsche Zugriffe, indem sie sicherstellen, dass die referenzierten Daten mindestens so lange existieren wie die Referenz selbst [28].

Die Einhaltung dieser Regeln wird zur Kompilierzeit vom *Borrow-Checker* verifiziert. Außerdem hat Rust noch weitere Konzepte zur Steigerung der Sicherheit, Budgen et al. [28] führen weitere Konzepte wie das *Bounds Checking*, welches auf ungültige Indexzugriffe prüft oder die Nutzung von `Options`, welche Zugriffe auf nicht initialisierte Werte vermeiden, indem sie eine Struktur welche entweder den gewünschten Wert `x` als `Some(x)` oder `None` enthält zurückgeben auf. Außerdem müssen *Pointer-Arithmetik* in sogenannte `unsafe`-Blöcke ausgelagert werden. Diese dienen als einer Art Umgehungsmöglichkeit der anderen Konzepte und lösen einen Programm-beendenden `panic` aus, welcher verhindert, dass das Programm in einem undefinierten Zustand weiter läuft.

Trotz der Möglichkeit und Notwendigkeit, `unsafe`-Blöcke zu nutzen (beispielsweise für hardwarenahe Operationen oder der Arbeit mit C Bibliotheken), was dem Sicherheitskonzept der Sprache widerspricht, sind laut Jung et al. „zahlreiche wichtige Rust Bibliotheken“ [30] sicher, da die `unsafe`-Blöcke korrekt gekapselt sind [30].

Durch das Zusammenspiel dieser Konzepte können Speicherfehler verschiedenster Art bereits zur Kompilierzeit vermieden werden, was Rust zur sichersten unter den derzeit gängigen Sprachen macht [10]. Allerdings müssen deshalb auch einige Regeln bei der Programmierung beachtet und eingehalten werden, weshalb der Sprache eine steile Lernkurve zugeschrieben wird [31].

2.4.2 Asynchrone Programmierung und Performance von Rust

Die im letzten Abschnitt genannten Konzepte schließen auch *data races*, welche beim Zugriff mehrerer *Threads*³ auf den gleichen Speicher entstehen können und eine häufige Fehlerquelle in der asynchronen Programmierung darstellen [28] bereits zur Kompilierzeit aus [11]. Dies macht Rust zu einer guten Wahl für sowohl nebenläufige als auch parallele Programmierung.

Nebenläufige und Parallele Programmierung

Die nebenläufige Programmierung, welche in Rust durch das `async/await`-Modell umgesetzt wird, befasst sich mit der logischen Strukturierung von Software in unabhängige Kontrollflüsse. Diese agieren zeitlich verschränkt, wobei der primäre Zweck nicht die gleichzeitige Ausführung, sondern die Entkopplung von Aufgaben ist. So werden Ressourcen effektiv genutzt, indem sie während möglicher Wartezeiten z.B. bei I/O-Operationen⁴, für andere Prozesse freigegeben werden. Dadurch kann die Effizienz und die Responsivität des Systems erhöht werden [32], [33].

Die Parallelität hingegen, bezieht sich auf die tatsächliche physikalische Ausführung mehrerer Aufgaben zum gleichen Zeitpunkt [32], was eine entsprechende *Multi-Core*-Hardware

³Untergeordnete Arbeitseinheiten eines Prozesses

⁴Input-/Output-Operationen

voraussetzt [34]. Der Vorteil der Parallelität liegt in der Leistungssteigerung und der Maximierung des Datendurchsatzes bei rechenintensiven Problemen [32], [33].

Rusts Konzepte zur Performancesteigerung

Neben den möglichen Performance-Vorteilen durch die nebenläufige Programmierung, welche aber letztendlich dem Programmierer überlassen ist, bietet die Sprache ihre größten internen Performance-Vorteile durch die *Zero-Cost Abstraction*. Das Konzept der *Zero-Cost Abstraction* [31], welches auch in der Sprache C++ Anwendung findet, kann nach Bjarne Stroustrup wie folgt beschrieben werden: „Was man nicht nutzt, dafür bezahlt man nicht. Was man nutzt, könnte man selbst nicht besser per Hand codieren“ [35].

Dazugehörige Konzepte sind beispielsweise die Eliminierung von Laufzeit-Overhead durch die Vermeidung eines zur Laufzeit arbeitenden *Garbage Collectors* [10] [31], die *Monomorphisierung* um die Typen oder Größen generischer Strukturen wie z.B. `Vec`⁵ oder `Option` nicht mehr während der Laufzeit bestimmen zu müssen [31], oder die Bereitstellung eigener Iteratoren, welche die Leistung manuell geschriebener Schleifen oft übertrifft [31].

Diese Konzepte und vor allem die Prüfung der in 2.4.1 vorgestellten Konzepte zur Kompilierzeit, führt dazu, dass Rust in Benchmarks gängige Sprachen wie Java, Python, oder Go übertrifft und sogar mit der Geschwindigkeit von C konkurriert [11] [28] [31].

⁵Vektor, ähnlich einer Liste

Kapitel 3: Stand der Technik

In diesem Kapitel wird im ersten Schritt die historische Entwicklung des horizontalen Netzwerkscannings betrachtet. Daraufhin werden in der Forschung etablierte Scanner und alternative Ansätze vorgestellt und diskutiert, und die resultierende Problematik betrachtet. Es folgt ein kurzer Überblick über weitere relevante Forschungsarbeiten zu ebenfalls relevanten Forschungssträngen sowie die Auswahl der Scanner, welche später als Vergleichsobjekte dienen vorgestellt.

3.1 Historische Entwicklung des horizontalen Netzwerk-Scannings

Ursprüngliche Netzwerkscanner wie *Nmap* [12] wurden primär für die vertikale Analyse einzelner Hosts oder kleiner Netzwerke konzipiert. Sie arbeiten teils Zustands-behaftet, was bedeutet, dass für jede ausgesendete Anfrage ein eigener Eintrag im Arbeitsspeicher verwaltet wird, um den Verbindungsstatus abzubilden. Bei Internet-weiten Scans führt dieser Ansatz jedoch schnell zur Erschöpfung der Systemressourcen und limitiert die Scan-Geschwindigkeit drastisch. Ein vollständiger Scan des Internets benötigte mit diesen Methoden oft Wochen oder Monate [3].

Der entscheidende Durchbruch gelang 2013 mit der Veröffentlichung von *ZMap* durch Durumeric et al. Mithilfe eines radikalen Architekturwechsels hin zum zustandslosen Scanning konnte die Geschwindigkeit so weit gesteigert werden, dass 97 % der theoretischen Geschwindigkeit vom Gigabit-Ethernet erreicht wurden. Dies ermöglichte erstmals Scans des gesamten IPv4-Adressraums in unter 45 Minuten von einem einzelnen Rechner aus [3]. Spätere Arbeiten, wie *Zipper ZMap*, optimierten diesen Ansatz weiter, um auch bis zu 10-Gbps Leitungen auszulasten [36] und somit die anhaltende Relevanz des *ZMap*-Projektes zu unterstreichen.

3.1.1 Der Standard Scanner: ZMap

In der wissenschaftlichen Literatur gilt *ZMap* [3] als der De-facto-Standard und als das primäre Vergleichsobjekt für internetweite Scans. In einer Retrospektive aus dem Jahr 2024 stellen Durumeric et al. fest, dass *ZMap* die Art und Weise, wie Internetmessungen durchgeführt werden, fundamental verändert hat. Mit über 1.200 wissenschaftlichen Zitationen

und der Nutzung als Basis für kommerzielle Sicherheitsanalysen (z. B. *Censys*) ist es das am weitesten verbreitete Werkzeug seiner Art [2].

Der Kern der Leistungsfähigkeit von *ZMap* lässt sich auf drei wesentliche Implementierungsentscheidungen zurückführen:

- **Effiziente I/O-Schnittstellen:** *ZMap* nutzt standardmäßig `AF_PACKET` in Kombination mit *Memory Mapping* (`mmap`), um den *Overhead* des Kopierens zwischen *Kernel* und *User-Space* zu reduzieren. Zwar zeigten Erweiterungen wie *Zipper* *ZMap* [36], dass durch spezialisierte Treiber wie `PF_RING_ZC` (*Zero Copy*) noch höhere Geschwindigkeiten möglich sind, jedoch weisen die Autoren darauf hin, dass solche externen Treiber oft Wartungsprobleme und Inkompatibilitäten mit sich bringen. Daher setzt die aktuelle Version von *ZMap* primär auf universell verfügbare Linux-Schnittstellen, auch wenn diese performancetechnisch limitiert sind [2].
- **Zustandslose Architektur:** *ZMap* nutzt das Prinzip der SYN-Cookies 2, um keinen Zustand für ausgehende Verbindungen im Arbeitsspeicher halten zu müssen.
- **Adressgenerierung mittels zyklischer Gruppen:** *ZMap* nutzt zyklische multiplikative Gruppen modulo p (wobei p eine Primzahl $> 2^{32}$ ist). Dies ermöglicht eine pseudozufällige Permutation des gesamten IPv4-Adressraums, was nötig ist, um Zielnetzwerke nicht zu überlasten. [3].

3.2 Alternative Implementierungsansätze

Neben der reinen Socket-Programmierung und klassischen Raw-Sockets haben sich weitere, teils modernere Technologien und Scanner-Architekturen aufgetan. Beispielsweise mithilfe von:

- **Kernel-Bypass mit DPDK:** Das *Data Plane Development Kit* (DPDK) erlaubt es Anwendungen, die Netzwerkkarte direkt aus dem *User-Space* anzusprechen und den Kernel komplett zu umgehen. Abu Bakar und Kijisirikul zeigen, dass DPDK-basierte Scanner extrem hohe Raten erzielen können [37]. Der Nachteil ist jedoch die hohe Komplexität, die exklusive Belegung von CPU-Kernen und die schwierige Integration in bestehende Systemumgebungen.
- **Eigener TCP-Stack im User-Space (Masscan):** Der Scanner *Masscan* [4] umgeht den Flaschenhals des Betriebssystems mithilfe eines eigenen, TCP-Stack im *User-Space*. Dies erlaubt es dem Scanner, die Statusverwaltung und das Timing von Paketen komplett unabhängig vom *Kernel-Scheduler* ¹ zu steuern. Dadurch kann *Masscan* deutliche Performancegewinne gegenüber *ZMap* erreichen [38].

¹TODO

- **Hardware-Offloading und *SmartNICs*:** Um die CPU des Host-Systems zu entlasten, lagert *IMap* die Scan-Logik direkt auf die Netzwerkhardware aus. Durch den Einsatz von programmierbaren Switches oder *SmartNICs* können Pakete bereits auf der Netzwerkkarte generiert und Antworten gefiltert werden, bevor sie überhaupt die CPU erreichen [8]. Dies erfordert jedoch spezialisierte Hardware. In dieser Untersuchung wurde mit Raten von 40Gbps getestet, wobei jedoch Raten von einem Terabit oder mehr theoretisch laut Li et al. möglich wären [8].

3.3 Weitere relevante wissenschaftliche Arbeiten

Der Forschungsstand zu horizontalen Hochleistungs-Netzwerkscannern wurde bereits in den vorherigen Sektionen 3.1 und 3.2 aufgegriffen. Ergänzend dazu ist noch anzubringen, dass nach bestehenden Ansätzen zur Kernel-Umgehung wie *Netmap* [39] welches bereits 2012 Konzepte wie *Shared Memory*² und *Zero-Copy* einführt aber den Netzwerkstack eher ersetzte oder *DPDK* (siehe 3.2), die Arbeit zu *XDP* (*eXpress Data Path*) einen Paradigmenwechsel darstellt. Høiland-Jørgensen et al. zeigen, dass durch eine programmierbare Paketverarbeitung im Kernel-Treiber eine mit *DPDK* vergleichbare Performance erreicht werden kann, ohne die Integration in das Betriebssystem aufzugeben [25].

Zwei Studien vergleichen SYN-Scanner [38] [40], fokussieren sich aber eher auf die Trefferrate, welche in der Arbeit nicht priorisiert wird (1.3). Außerdem ist die Gestaltung der Testumgebung ist bei beiden nicht auf Hochleistungs-Szenarien ausgelegt.

Die Eignung von Rust für hochperformante Netzwerkprogrammierung wird in mehreren wissenschaftlichen Arbeiten evaluiert. Sagrmoni et al. schrieben eine Netzbibliothek in Rust und verglichen sie mit der ursprünglichen C-Bibliothek [41]. Gonzalez et al. entwickelten einen UDP Treiber für Linux und verglichen diesen mit einem ähnlichen C-Treiber [42]. Moon et al. erstellten einen *NAT* (Network Address Translator) und testeten den Durchsatz [43]. Alle kommen zu dem Ergebnis, dass Rust sich für die *low-level* Netzwerkprogrammierung gut eignet und eine minimal niedrigere Performance verglichen mit der aktuellen Standardsprache in diesem Bereich - C, aufweist. Emmerich et al. verglichen Rust mit einer Vielzahl von anderen Sprachen, indem sie einen Netzwerktreiber in jeder der untersuchten Sprachen schrieben und diese anschließend miteinander verglichen. Dabei stellte sich Rust aufgrund seiner Sicherheitsgarantien und Performanz als erste Wahl für zukünftige Treiber-Projekte heraus [44].

Weitere Arbeiten beschäftigen sich mit dem Thema Sicherheit von Rust verglichen mit anderen Programmiersprachen und kamen zum einheitlichen Ergebnis, dass Rust umfangreiche Sicherheitsgarantien mitbringt, die man so von keiner anderen gängigen Sprache erhält [10], [28], [45].

²Zwischen Userspace und Kernelspace geteilter Speicher

3.4 Vergleichsobjekte für die Evaluation

Um die Eignung der Implementierung in seiner Funktion als Performanz-orientierter SYN-Scanner aussagekräftig evaluieren zu können, wird er im Evaluationsteil der Arbeit mit folgenden Scannern verglichen

- **Vergleichsobjekt aus der Forschung:** Als Vergleichsobjekt aus der Forschung dient ZMap. Wie bereits in 3.1.1 gezeigt, repräsentiert er das Standard-Vergleichsobjekt aus der Forschung und ist gleichzeitig einer der zahlreichen Varianten, welche in C geschrieben ist.
- **Rust Alternative:** Um auch ein Vergleich mit bereits bestehende Alternativen in Rust aufzuzeigen ... TODO
- **Alternative aus der Wirtschaft:** Da die Forschungsfrage unter anderem darauf abzielt die Eignung des implementierten Rust Scanners für den produktiven Einsatz zu untersuchen, soll dieser auch mit einem Scanner, welcher aktuell in der Wirtschaft genutzt wird, aber eigens in Go entwickelt wurde. Dies stärkt außerdem die Vergleichsbreite, da somit auch eine Sprache mit automatischer Speicherverwaltung in den Vergleich integriert ist.

3.5 Problematik bisheriger Ansätze

3.5.1 Problematik C-basierter Ansätze

Obwohl *ZMap* und ähnliche Hochleistungsscanner (wie *Masscan* oder *DPDK-Scanner*) extrem effizient sind, basieren sie fast ausschließlich auf der Programmiersprache C. Diese technologische Monokultur bringt jedoch signifikante Nachteile mit sich.

Ein zentrales Problem ist die fehlende intrinsische Speichersicherheit von C [TODO]. Da die Sprache dem Entwickler die volle Verantwortung für die Speicherverwaltung überträgt, führen menschliche Fehler häufig zu schwerwiegenden Sicherheitslücken. Schwachstellen wie *Buffer Overflows* in C/C++-basierten Systemen zählen nach wie vor zu den häufigsten Ursachen für Sicherheitslücken [9]. Darüber hinaus geht die Leistungsfähigkeit von C oft zu Lasten der Wartbarkeit und Entwicklungseffizienz [11]. Um maximale Durchsatzraten zu erzielen, sind in C häufig komplexe, manuelle Optimierungen notwendig. Costanzo et al. heben hervor, dass die Entwicklung von korrektem und effizientem C-Code im Vergleich zu Rust-Code einen signifikant höheren Programmieraufwand erfordert, insbesondere wenn komplexe Nebenläufigkeit umgesetzt werden soll [11]. Selbst die Autoren von *ZMap* sagen in ihrer Retrospektive explizit, dass sie für eine heutige Implementierung ihres Scanners Rust wählen würden, um die Wartbarkeit und Sicherheit der Codebasis langfristig zu gewährleisten [2].

3.5.2 Problematik alternativer Ansätze

Ein weiteres wesentliches Problem bisheriger Hochleistungsansätze (wie DPDK oder PF_RING) ist ihre fehlende Integration in den *Linux-Mainline-Kernel*. Sie erfordern oft proprietäre Treiber oder Kernel-Module, die das Sicherheitssystem des Kernels umgehen und bei Updates zu Inkompatibilitäten führen können [TODO]. Durumeric et al. merken an, dass die Wartung solcher spezialisierten Treiber für *ZMap* über die Jahre eine erhebliche Hürde darstellte [2]. XDP füllt diese Lücke, indem es High-Performance-Paketverarbeitung direkt im Kernel ermöglicht, ohne dessen Sicherheit und Kompatibilität zu kompromittieren.

3.5.3 Lösungsansatz

Die Nutzung von Rust stellt eine vielversprechende Lösung dar, da sie Speichersicherheit bereits zur Kompilierzeit garantiert, in der Lage ist, eine mit C vergleichbare Geschwindigkeit zu erreichen, und durch sein striktes Typ- und Besitzmodell ganze Klassen von Fehlern (wie *Data Races*) eliminiert (siehe 2.4). Zusätzlich löst die Nutzung von XDP und eBPF das Problem der fehlenden Kernelintegration für die Hochleistungspaketerarbeitung.

Die Kombination dieser Technologien und Werkzeuge stellt in dem Kontext des horizontalen *high-speed* Netzwerk-Scannings eine Forschungslücke dar, die in dieser Arbeit untersucht wird.

Kapitel 4: Anforderungsanalyse und Methodik

Dieses Kapitel definiert die funktionalen und nicht-funktionalen Anforderungen an den zu entwickelnden Portscanner, beschreibt das gewählte Vorgehensmodell zur Umsetzung in Rust und legt das Untersuchungsdesign für die anschließende Evaluation fest.

4.1 Anforderungsanalyse

4.1.1 Funktionale Anforderungen

Die funktionalen Anforderungen definieren das Verhalten des Systems und die logischen Operationen, die der Scanner ausführen muss, um einen korrekten **SYN**-Scan durchzuführen.

- **/F-01/ Konstruktion valider TCP-SYN-Pakete:** Das System muss in der Lage sein, rohe TCP-Pakete so zu konstruieren, dass IP-Header und TCP-Header (inklusive SYN-Cookie) korrekt manuell gesetzt und die Prüfsummen korrekt berechnet werden, um vom Zielsystem als legitime Verbindungsanfragen akzeptiert zu werden.
- **/F-02/ Senden von Paketen:** Das System muss in der Lage sein, TCP Pakete an andere Zielsysteme zu senden.
- **/F-03/ Empfang von Paketen:** Das System muss in der Lage sein, eingehende Netzwerkpakete abzufangen und zu untersuchen.
- **/F-04/ Zustandsloses Scanning:** Zwischen den Sende- und Empfangskomponenten darf keine Kommunikation über die Zielsysteme bestehen, sodass kein Zustand über bereits kontaktierte Zielsysteme gespeichert wird.
- **/F-05/ Validierung eingehender Antworten:** Die Empfangskomponente muss eingehende SYN-ACK-Pakete validieren. Dafür muss der Hash-Werte des SYN-Cookies korrekt erstellt und mit dem aus der *Acknowledgement Number* extrahierten Wert verglichen werden.

- **/F-06/ Schließen der Verbindung auf Zielsystem:** Nach der Identifikation eines offenen Ports, sollte der Scanner ein RST-Paket senden, um die halb-offene Verbindung auf dem Zielsystem sauber zu schließen und Ressourcenfreigabe zu ermöglichen.
- **/F-07/ Endausgabe und Vermeidung von Duplikaten:** Die Endausgabe muss die ausgewerteten Scanergebnisse inklusive IP-Adresse und Ziel-Port der offenen Zielsysteme enthalten und muss von Duplikaten bereinigt sein.
- **/F-08/ Durchsatzlimitierung (*Rate Limiting*):** Das Programm muss in der Lage sein, eine angegebene Durchsatzrate (in Byte pro Sekunde) nicht zu überschreiten, sodass eine konsistente Performanz-Messung möglich ist.
- **/F-9/ Anpassung an bestehende Infrastruktur:** Das Programm muss die zu scannenden Ziel-IP-Adressen aus dem *Standard Input* des Programmes entnehmen, um in die Infrastruktur des Unternehmens, welches diese Arbeit begleitet, zu passen.
- **/F-10/ Linux native Technologien:** Das Programm soll keine Technologien nutzen, die nicht aus dem Ökosystem des Linux Kernels selbst stammen, um die Zukunftssicherheit und Unterstützung der genutzten Technologie zu untermauern.

4.1.2 Nicht-funktionale Anforderungen

Die nicht-funktionalen Anforderungen stellen Qualitätsanforderungen dar und leiten sich primär aus dem Forschungsziel, der Performance-Maximierung und der Verwendung von Rust ab.

- **/NF-01/ Maximierung des Durchsatzes:** Das System soll in der Lage sein, die verfügbare Bandbreite einer Standard-Gigabit-Schnittstelle bestmöglich auszunutzen. Zielgröße ist ein Sende-Durchsatz im mindestens fünfstelligen Paket-pro-Sekunde-Bereich, um mit etablierten Tools vergleichbar zu sein.
- **/NF-02/ Asynchrone Architektur:** Die Anwendung muss Gebrauch von Last-verteilenden Maßnahmen in Form von nebenläufiger Programmierung machen, um die Auslastung zu verteilen und Performance somit zu steigern.
- **/NF-03/ Nutzung moderner Kernel-Mechanismen:** Zur Steigerung der Performance und Forschungsrelevanz sollen fortschrittliche Linux-Mechanismen zur Paketverarbeitung, spezifisch AF_XDP oder eBPF, evaluiert und implementiert werden.
- **/NF-04/ Speichersicherheit:** Die Gesamtarchitektur soll die Sicherheitsgarantien von Rust wahren. `unsafe`-Blöcke können, falls nötig, genutzt werden (z.B. für systemnahe Netzwerkoperationen) sollten aber möglichst vermieden oder durch die Nutzung von externen Bibliotheken ersetzt werden, da diese intern `unsafe`-Blöcke häufig sicher kapseln [30].

- **/NF-05/ Minimale Ressourcennutzung:** Die Architektur und gewählten Technologien sollten die Ressourcennutzung (CPU-Zeit, RAM Verbrauch) neben der Durchsatzgeschwindigkeit nach /NF-01/ priorisieren und somit minimieren. Keine der beiden Anforderungen darf aufgrund der anderen stark vernachlässigt werden.

4.2 Vorgehensmodell der Entwicklung

Für die Realisierung wird ein evaluationsgetriebener, prototypischer Ansatz gewählt. Aufgrund der Komplexität asynchroner Netzwerkprogrammierung, sowie der Vielzahl möglicher Technologien, empfiehlt es sich, verschiedene Wege auszuprobieren. Dies hilft bei der Schaffung einer realistischen Vergleichsbasis zwischen den verschiedenen Technologien und bietet die Möglichkeit, Ausweichlösungen bei Problemen wie z.B. Performance-Engpässe zu finden oder die tatsächliche Notwendigkeit komplexer Technologien zu validieren. Die Entwicklung teilt sich in 2 Hauptphasen:

1. **Basisimplementierung:** In der Basisimplementierung wird ein vollumfänglicher SYN-Scanner implementiert. Dies soll zum einen als *Proof of Concept*, und zum anderen als erste Vergleichsgrundlage dienen. Für das Senden, werden bereits die Möglichkeit des Sendens mit `AF_PACKET` oder `AF_XDP` und jeweils auch in *Batches*¹ oder Einzelpaketen implementiert. Für das Empfangen wird der *Crate*² `pcap` genutzt, welcher das Empfangen von Paketen abstrahiert, allerdings nicht den Netzwerkstack des Linux-Kernels umgeht.

Außerdem wird die für die nötige Struktur um die Komponenten zu vernetzen, sowie die Pakete korrekt zu erstellen und verarbeiten implementiert, sodass das Programm am Ende einen funktionierenden SYN-Scan vollführen kann. Zusätzlich wird auch hier schon auf die möglichst performante Umsetzung der gesamten Struktur, spezifischer Umsetzungen und der Wahl von Crates Wert gelegt.

2. **Optimierung des Empfangspfades durch Nutzung von eBPF:** Basierend auf den Messergebnissen der ersten Phase wird die Empfangskomponente hier grundsätzlich verändert, um eine hochperformante, sowie effizienten Paketempfang und Paketauswertung zu gewährleisten. Dafür wird ein `eBPF` in Verbindung mit einem `RingBuf` zur Protokollierung in Verbindung mit einem `XDP` Programm statt des `pcap`-Crates genutzt. maybe TODO "bla bla pcap kann ab gewisser Geschwindigkeit nicht mithalten oder pcap ist zu ineffizient und/oder rst werden immer automatisch gesendet". Außerdem werden weitere, kleinere Performanz-steigernde Maßnahmen adressiert.

¹Gruppen von Paketen

²Bezeichnung für Bibliothek im Rust-Ökosystem

4.3 Untersuchungsdesign

Es wird im Folgenden erklärt, wie Performanz im Kontext eines SYN-Scanners zu definieren ist. Anschließend werden die in dieser Arbeit zur Evaluation genutzten Metriken erklärt und daraufhin die Testumgebung konzeptionell vorgestellt und erläutert.

4.3.1 Metriken

Der Begriff „Performanz-Effizienz“ wird gemäß der Norm **ISO/IEC 25010** als die Fähigkeit eines Produkts, seine Funktionen innerhalb festgelegter Zeit- und Durchsatz-Parameter zu erfüllen und dabei die Ressourcen unter den gegebenen Bedingungen effizient zu nutzen, verstanden [46].

Basierend auf der Definition werden folgende Metriken zur Quantifizierung herangezogen, wobei die Paketrade den Durchsatzparameter und die CPU Auslastung, sowie RAM Verbrauch die Ressourcennutzung darstellen:

Tabelle 4.1: Metriken zur Performanz-orientierten Evaluation der SYN-Scanner

Metrik	Einheit	Beschreibung
<i>Paketrade</i>	Pakete pro Sekunde (pps)	Durchschnittliche Anzahl der erfolgreich an den Netzwerkadapter übergebenen Pakete pro Sekunde.
<i>CPU Auslastung</i>	Prozent (%)	Die prozentuale Auslastung der CPU-Kerne, aufgeteilt in <i>User-Space</i> und <i>Kernel-Space</i> .
<i>RAM Verbrauch</i>	Megabyte (MB)	Der Anteil des Arbeitsspeichers, der physisch durch den Prozess belegt wird.

4.3.2 Testumgebung

Um die Performanz des Scanners isoliert von externen Störfaktoren zu evaluieren, wird ein dedizierter Laboraufbau gewählt. Dafür werden zwei Geräte per Ethernet-Kabel direkt miteinander verbunden.

Der Aufbau besteht aus zwei physischen Knoten:

1. **Der Scanner-Knoten:** Auf diesem System wird der zu evaluierende Rust-Prototyp ausgeführt. Gleichzeitig erfolgt hier die Erfassung der in Tabelle 4.1 definierten Metriken.
2. **Der Ziel-Knoten:** Dieses System simuliert ein Zielnetzwerk. Um sicherzustellen, dass das Zielsystem bei hohen Paketraten nicht zum Flaschenhals wird, wird ein dafür entwickeltes eBPF/XDP-Programm verwendet.

Der Ziel-Knoten verfügt über einen konfigurierbaren Parameter für die Antwortwahrscheinlichkeit, um verschiedene Netzwerkszenarien zu simulieren. Eingehender und ausgehender Verkehr wird über eBPF-Maps atomar gezählt, um die vom Scanner berichtete Senderate auf der Empfängerseite, sowie die zurückgeschickten Antworten zu validieren.

4.3.3 Testablauf

Der experimentelle Ablauf gliedert sich in zwei definierte Szenarien, um sowohl die funktionale Stabilität als auch die maximalen Leistungsgrenzen des Scanners zu evaluieren. Für beide Szenarien werden die zuvor definierten Ressourcen-Metriken (CPU, RAM) sowie die Paketraten aufgezeichnet.

1. **Anforderungsvalidierung** Im ersten Szenario wird der Scanner mit einer festen, limitierten Senderate von 100.000 Paketen pro Sekunde (pps) betrieben. Dieser Test dient als Referenzmessung (*Baseline*), um die Erfüllung der funktionalen Anforderungen zu verifizieren. Bei 100.000 pps handelt es sich um eine signifikante Last, die jedoch weit unterhalb der theoretischen Sättigungsgrenze einer Gigabit-Leitung liegt. Ziel ist der Nachweis, dass der Scanner bei dieser definierten Last über einen längeren Zeitraum stabil arbeitet und ein deterministisches Ressourcenverhalten zeigt. Dies stellt sicher, dass gemessene Ineffizienzen im zweiten Szenario tatsächlich auf die Hardware- oder Software-Limitierung und nicht auf Implementierungsfehler zurückzuführen sind. Um die Erfüllung der funktionalen Anforderungen zu prüfen, wird der Ziel-Knoten außerdem auf eine gewisse Anzahl an Paketen mit validen SYN/ACK Paketen Antworten.
2. **Ermittlung der Performanzgrenze** Im zweiten Szenario wird die künstliche Drosselung des Scanners aufgehoben. Der Scanner versucht, Pakete so schnell zu generieren und zu versenden, wie es die CPU oder das Netzwerkinterface zulassen. Dieses Szenario dient der Ermittlung des maximalen Durchsatzes. Durch den Vergleich der CPU-Auslastung bei maximaler Last lässt sich feststellen, ob die Limitierung durch die Rechenleistung der Adressgenerierung oder durch den Overhead der Paketübertragung entsteht und wie viele Ressourcen dabei genutzt werden.
3. **Test mit realen Eingabeparametern** Im dritten Test werden Parameter gewählt, die in einem realen Szenario von Vorteil wären. Dabei soll eine feste Senderate gewählt werden, um die Vergleichbarkeit zu erhöhen. Um die Antwortrate in einem realen Szenario zu erhöhen, indem der Scan schlechter von dem normalen Netzwerkrauschen zu unterscheiden ist, werden in der Regel mehrere verschiedene *Source-IP*-Adressen zum Senden gewählt. Auch das Scannen mehrerer statt eines einzelnen *Destination-Ports* hilft dabei [2].

Kapitel 5: Konzeption und Implementierung

In diesem Kapitel wird zuerst das Konzept zur Erfüllung der Anforderungen vorgestellt. Anschließend wird die konkrete Umsetzung in den beiden Schritten der Basisimplementierung, sowie im Optimierungsschritt, sowie die Veränderungen, die im Laufe der Entwicklung stattgefunden haben dargelegt und erklärt. Daraufhin werden die Schritte zur Qualitätssicherung, welche im Laufe der Entwicklung genutzt wurden aufgezeigt und schlussendlich der konkrete Aufbau für die finale Testumgebung beschrieben.

5.1 Übersicht genutzter Crates

Für die Umsetzung der Komponenten sind folgende genutzte *Crates* aufgrund ihres Einflusses hervorgehoben:

Tabelle 5.1: Genutzte Crates

Crate	Version	Nutzung
<i>tokio</i>	1.47.1	Nutzung für asynchrone Komponenten, Kommunikation über <i>Channels</i> , Parsen des Standard-Inputs und Starten mehrerer asynchron laufender Tasks
<i>nix</i>	0.30.1	Erstellen der <i>AF_PACKET</i> Schnittstelle und Versenden darüber
<i>xdp-socket</i>	0.1.4	Erstellen der <i>AF_XDP</i> Schnittstelle und Versenden darüber
<i>aya</i>	0.13.1	Stellt Werkzeuge und Strukturen für die Erstellung und Nutzung von eBPF Programmen zur Verfügung
<i>dashmap</i>	6.1.0	Stellt für asynchrone Nutzung optimierte <i>HashMaps</i> bereit und führt das Lock-Handling selbstständig durch
<i>pnet</i>	0.35.0	Eine abstrahierte Bibliothek für zahlreiche Anwendungen in der Netzwerkprogrammierung
<i>network_types</i>	0.1.0	Parsen der Header Strukturen aus rohem Speicherbereich, ohne diese zu kopieren

5.2 Projektstruktur Basisimplementierung

Das Rust Projekt hat folgende Ordnerstruktur:

Codeauszug 5.1: Ordnerstruktur des SYN-Scanners (gekürzt)

```

1  /scanner
2    /src
3      /bin
4        mock_programm.rs
5      /scan utils
6        /capturing_packets
7          bucket.rs
8          receiver.rs
9        /emitting_packets
10         assembler.rs
11         rate_limiter.rs
12         sender.rs
13      /job_controlling
14        parser_std_in.rs
15        scan_job.rs
16      /shared
17        helper.rs
18        types_and_config.rs
19    main.rs
20    cargo.toml
21  /xdp-common
22    /src
23      lib.rs
24  /xdp-ebpf
25    /src
26      main.rs
27  ...

```

In jedem Ordner ist eine `mod.rs` Datei zu finden, welche hier zugunsten der Lesbarkeit entfernt wurde. Diese Dateien dienen dazu, ein Verzeichnis als Modul zu definieren und die darin genutzten Dateien für den Compiler sichtbar zu machen. Die `cargo.toml` ist für die Verwaltung der externen Bibliotheken zuständig.

Die Verzeichnisse sind nach Aufgabenbereich gegliedert, um eine übersichtliche Gesamtstruktur zu haben und klar zeigen zu können, welches Verzeichnis für welche Aufgabe zuständig ist. Inhaltlich relevant sind vor allem `emitting_packets`, welches die Paketbearbeitung, das *Rate Limiting* und das Versenden übernimmt. Außerdem `mock_programm.rs`, in welchem die Paketrohlinge erstellt und alle Daten zur Konfiguration eingegeben werden. Für die Aufgabe des Empfangens und Auswerten der Antwortpakete sind zum einen `xdp-ebpf`, `xdp-common` und `capturing_packets` zuständig. Letzteres beinhaltet die Logik zum Empfangen der Daten im *Userspace*, welche vom XDP Programm übermittelt wurden

und der darauffolgenden Duplikatsentfernung. Die Verzeichnisse `xdp-ebpf`, `xdp-common` beschreiben das *eBPF* Programm, welches Antwortpakete abfängt, auswertet und nur die relevanten Informationen an den *Userspace* weiterleitet. Die Komponente `job_controlling` ist für die Funktionsfähigkeit des Programmes auch essenziell, hat aber hauptsächlich die Aufgabe, die anderen Komponenten korrekt zu vernetzen.

5.2.1 Logische Komponenten des Scanners

Basierend auf dieser Struktur zeigt die Abbildung 5.1 die logischen Komponenten des `scanner` Verzeichnisses und deren Interaktionen:

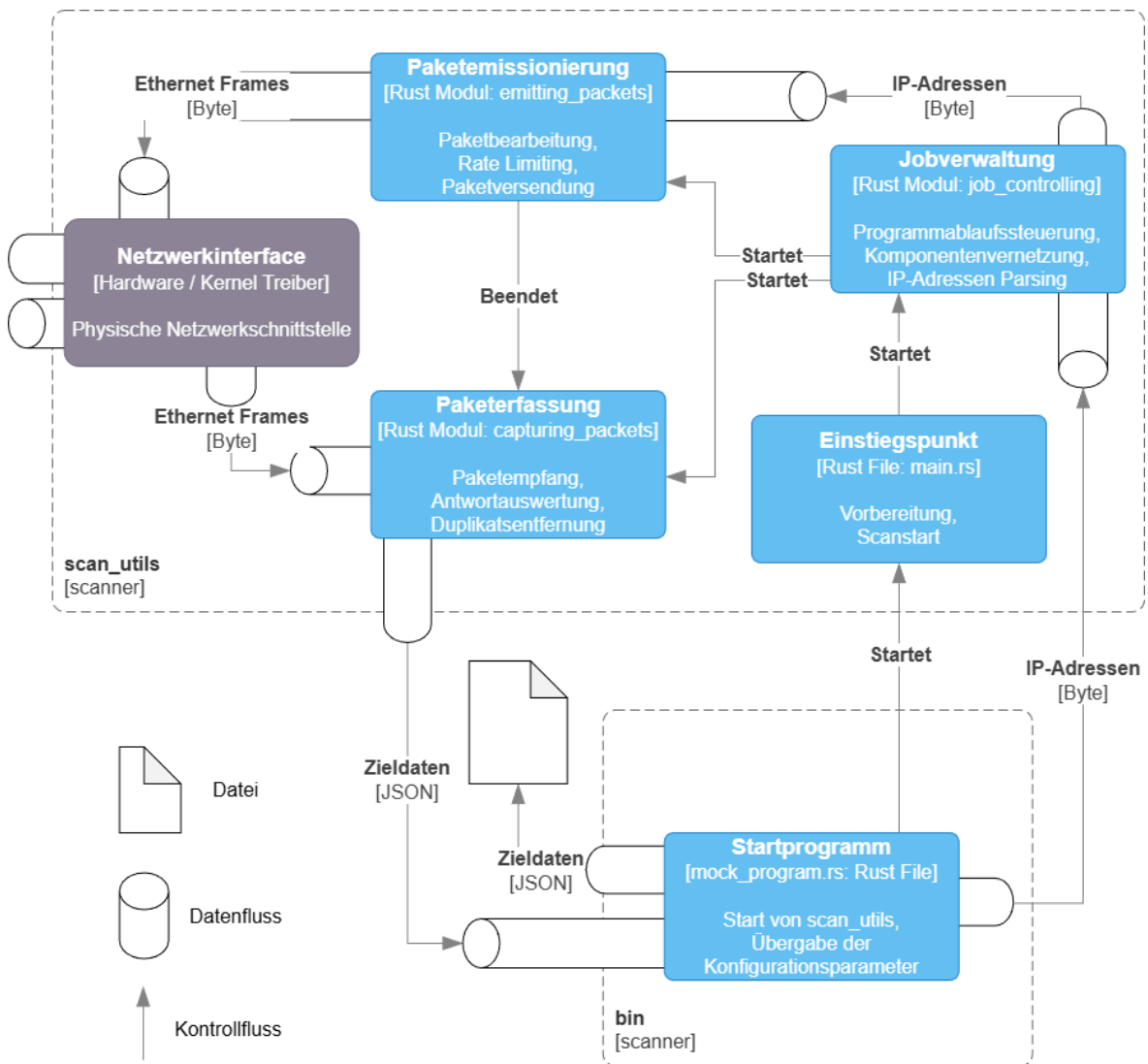


Abbildung 5.1: Diagramm logischer Komponenten des `scanner` Verzeichnisses (vereinfacht)

Das Verzeichnis `shared` ist dort nicht aufgeführt, da es lediglich der Steigerung der Übersichtlichkeit dient und helfende Funktionen, sowie Typenbeschreibungen enthält, die mehrfach

im Projekt genutzt werden. Somit ist es für die logische Darstellung irrelevant. Es ist zudem wichtig zu erwähnen, dass auch bei Kontrollflüssen (z.B. Starten einer Komponente) einmalig Daten übertragen werden können. Datenflüsse hingegen stehen für einen mehrfach geschehenden Datenaustausch.

In dem Diagramm ist zu erkennen, dass zwischen der `emitting_packets`-Komponente und der `capturing_packets`-Komponente kein Datenfluss besteht, sondern lediglich das Signal zum Beenden des Scans ausgetauscht wird. Daran ist das zustandslose Design zu erkennen, welches die Anforderung /F-04/ erfüllt.

In der Abbildung 5.1 wird der Weg der Pakete durch den Netzwerkkartentreiber und die Trennung der Zuständigkeiten von Userspace und Linux Kernel nicht explizit behandelt. Um nun aber die Funktion des eBPF Programmes, welches in der Projektstruktur unter den Verzeichnissen `xdp-ebpf` und `xdp-common` zu finden ist zu verbildlichen, wird in Abbildung 5.2 der Datenfluss zwischen Scanner Programm und Netzwerkkarte verdeutlicht.

Das Diagramm zeigt mögliche Pfade, die ein Paket durchläuft, wenn es entweder gesendet oder empfangen wird. Dabei werden auch die unterschiedlichen XDP-Modi (siehe 2.3.4) beachtet. Im Sendeprozess (von der Anwendung zur Netzwerk-Hardware) wird mithilfe von `AF_XDP` der Netzwerk-Stack des Kernels je nach Socket Konfiguration (copy oder zero-copy) vollständig oder zum Großteil übersprungen. Die `AF_PACKET` Variante hingegen durchläuft immer einige wenige Schritte des regulären Netzwerkstacks. Im Empfangsprozess ist zu sehen, dass das eBPF Programm je nach Modus (SKB oder DRV) im Treiber der Netzwerkkarte oder direkt zu Beginn des Kernel-Netzwerkstacks ausgeführt wird. In beiden Fällen werden dort die eingehenden Pakete zuerst untersucht und je nachdem was das Ergebnis der Untersuchung ist direkt verworfen, an den Netzwerkstack weitergeleitet oder verändert und an den Treiber oder direkt an die Netzwerkkarte zum Versenden zurückgegeben. So werden alle, oder im Falle des SKB-Modus fast alle, Schritte des regulären Netzwerkstacks eingespart. Die Ergebnisse der Untersuchung im eBPF-Programm werden bei validen Paketen in eine eBPF Map, in diesem Fall einem RingBuf geloggt. Dies hat den Vorteil, dass nur die relevanten Inhalte des Pakets (IP-Adresse, Port) statt des ganzen Paketes übermittelt werden müssen. Außerdem hat das Userspace Programm direkten Zugriff auf den RingBuf und kann die Daten somit ohne Umwege abgreifen.

Auf diese Art und Weise kann der SYN-Scanner die Verarbeitungsschritte sowohl beim Senden als auch beim Empfangen von Paketen auf ein Minimum reduzieren, was große Performanzchancen mit sich bringt.

5.3 Implementierung und Funktionsweise der Komponenten

Um die Funktionsweise des Programmes im Detail zu erklären, werden im Folgenden die einzelnen Quelldateien vorgestellt und Besonderheiten bezüglich performanzsteigernden

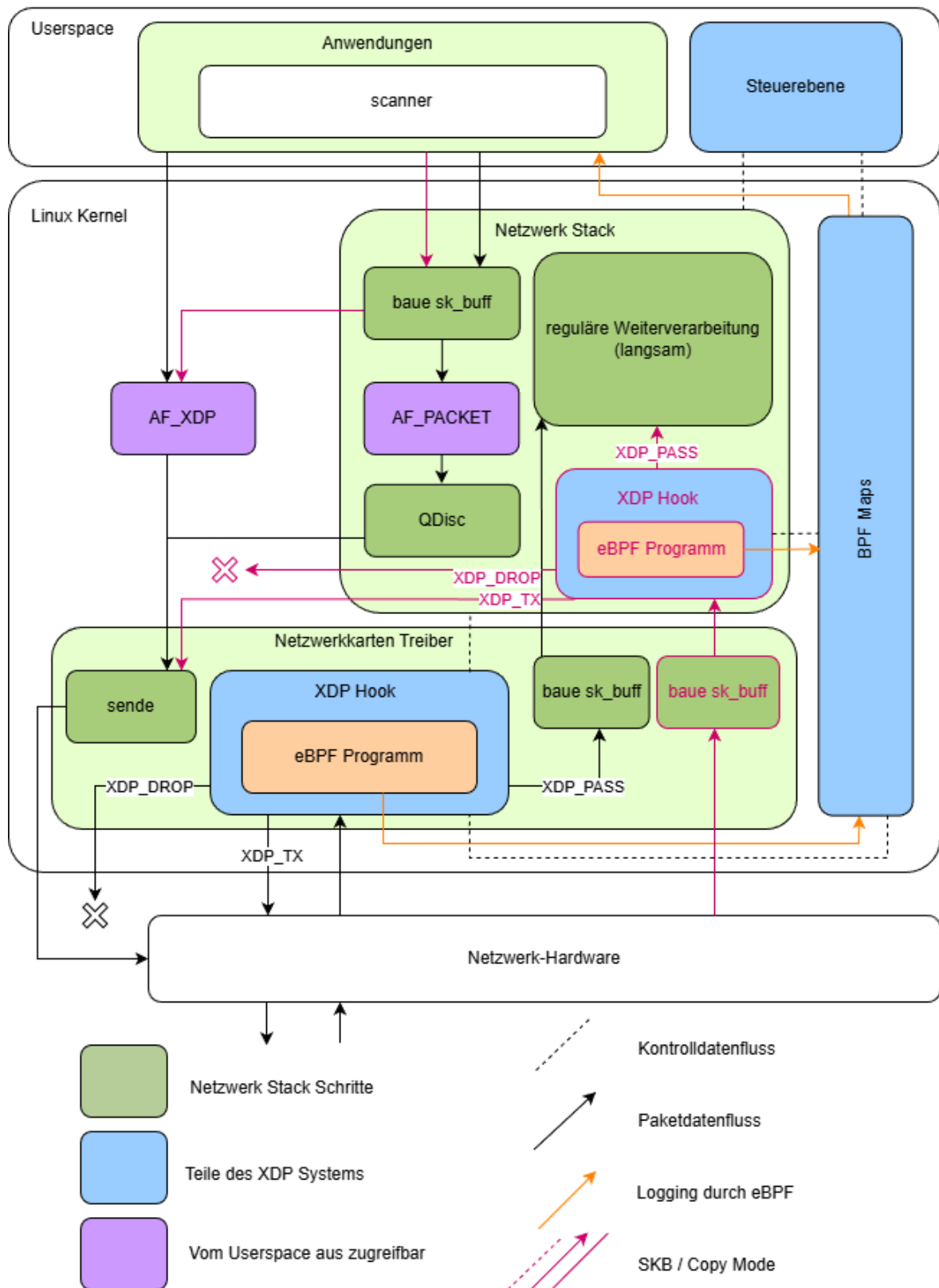


Abbildung 5.2: Weg der Pakete durch den Linux Kernel (vereinfacht)

oder ressourcensparenden Maßnahmen erläutert. Der Relevanz für das Projekt des SYN-Scanners entsprechend, werden manche Themen mehr und manche weniger ausführlich behandelt.

5.3.1 Paketemissionierung (`emitting_packets`)

Die Paketemissionierung umfasst den Prozess der Durchsatzlimitierung, der Paketbearbeitung und des Paketversandes inklusive den dafür benötigten Vorbereitungsschritten.

Rate Limiter (`rate_limiter.rs`)

Wie in der Abbildung 5.3 zu sehen, führt der *Rate Limiter* (`rate_limiter.rs`) dem Namen entsprechend die Funktion der Durchsatzlimitierung (Anforderung /F-08/) aus. Zuerst ruft er die zu scannenden IP-Adressen vom *Parser* (`parser_std_in`) entgegen, bestimmt die Puffergröße anhand der in dieser Sekunde bereits gesendeten Datenmenge (TODO wahlweise kleinen Flowchart), füllt einen Puffer und erstellt für jeden Puffer einen *tokio task* mit einem *Assembler* (`assembler.rs`). Wenn der *Parser* alle IP-Adressen geparkt hat, und der *Rate Limiter* alle verarbeitet hat, wird der gleiche Prozess für die restlichen Zielpoints durchgeführt, mit dem entscheidenden Unterschied, dass nun auf den internen Puffer an IP-Adressen, welche zuvor gespeichert wurden zugegriffen wird, was den CPU-Verbrauch potenziell verringert, da die Adressen nun nicht mehr geparkt und weitergeleitet werden müssen.

Tokio tasks oder auch *Green-Threads* sind kleine Ausführungseinheiten, ähnlich eines Betriebssystem-*Threads*, bloß dass diese durch die *tokio*-eigene Laufzeitumgebung verwaltet werden. Sie sind sehr leichtgewichtig, da sie keine Kontext-Wechsel benötigen und erlauben asynchrone Ausführung mehrerer *tasks*, da sie, statt wie Betriebssystem-*Threads* zu blockieren, die Ressourcen für andere Tasks freigeben und somit Nebenläufigkeit ermöglichen [47]. Diese Nebenläufigkeit wird hier genutzt, um entsprechend der aktuellen Senderate *Assembler* zu erzeugen, die nicht den gesamten Betriebssystem-*Thread* blockiert, wenn die Pakete eines Assemblers nicht zuerst vom *Sender* entgegengenommen werden. Stattdessen wartet jeder Assembler, ohne andere Teile der Software zu beeinträchtigen. So wird sicher gestellt, dass immer genügend Pakete für den *Sender* bereitstehen. Die Puffergröße eines Assemblers wird bei Beginn des Programmes abhängig von der Durchsatzlimitierung und der *Batch*-Größe rechnerisch ermittelt (TODO maybe hierauf genauer eingehen).

Assembler (`assembler.rs`)

Die Rolle des *Assemblers* ist recht simpel: Jeder *Assembler* iteriert über die ihm verfügbaren IP-Adressen, füllt *Templates* mit der Ziel-IP Adresse, dem Ziel-Port, der *Sequence Number*

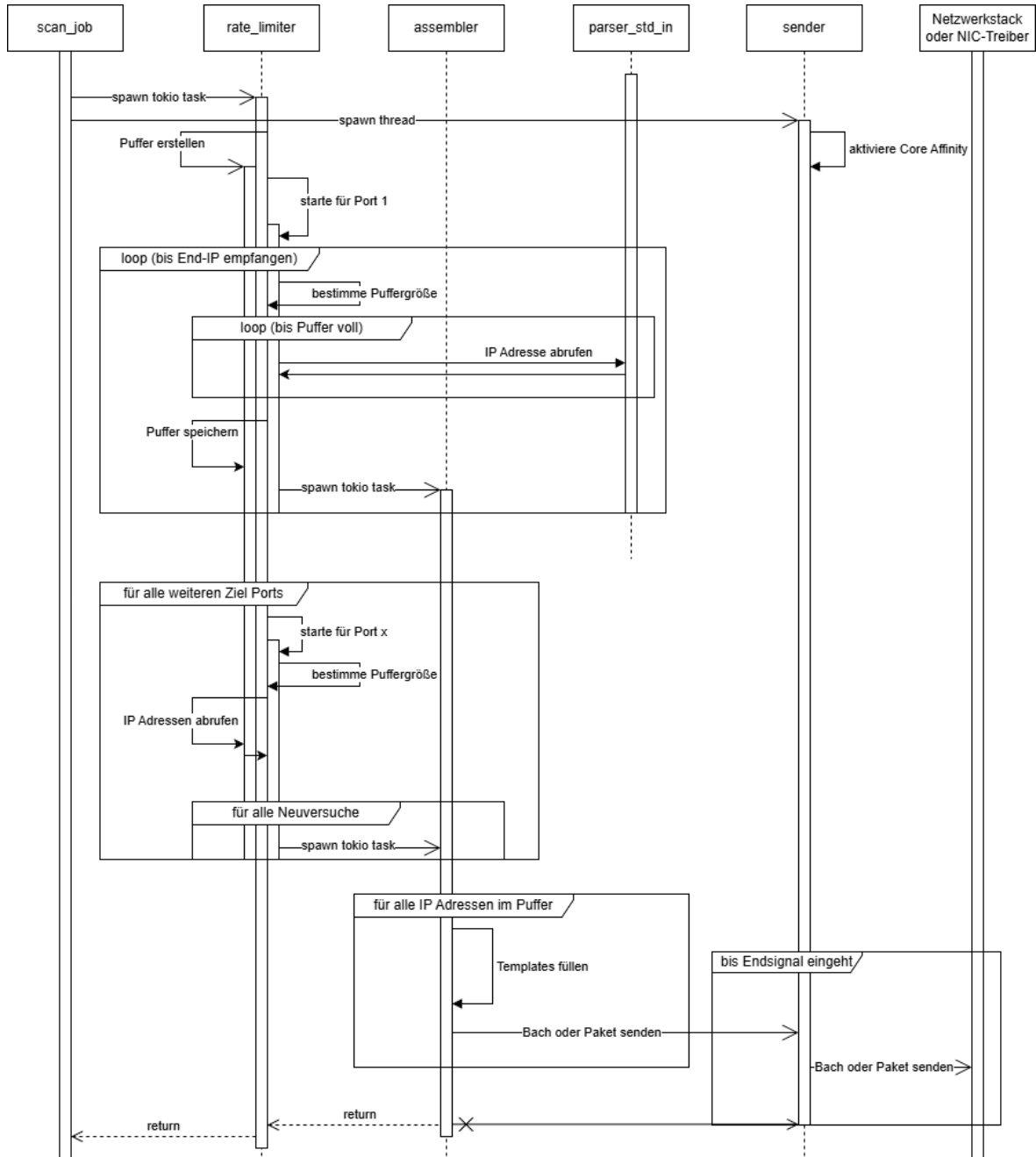


Abbildung 5.3: Ablaufes und Funktionsweise der `emitting_packets`-Komponente (vereinfacht)

und berechnet die Checksummen des *IP*- und *TCP-Headers* neu. Dies dient zur Erfüllung der Anforderung /F-01/. Die *Sequence Number* wird wie folgt berechnet:

$$\text{ISN} = \text{SipHash}_K(\text{src_ip}, \text{dst_ip}, \text{src_port}, \text{dst_port}) \quad (5.1)$$

wobei:

- **ISN:** die berechnete 32-Bit initiale *Sequence Number* (SYN Cookie).
- **K:** ein geheimer, zufälliger 128-Bit Schlüssel, der beim Start des Scanners generiert wird.
- **src_ip, dst_ip:** die Quell- und Ziel-IP-Adressen der Verbindung.
- **src_port, dst_port:** die zugehörigen TCP-Quell- und Ziel-Ports.

Die Pseudozufallsfunktion *SipHash* eignet sich hervorragend, da sie speziell für hohe Performance bei kurzen Eingabedaten entwickelt wurde aber einer *Hashing*-Funktion entsprechend bei gleichem Input immer den gleichen Wert zurückgibt [48]. Damit dies konsistent funktioniert, muss allerdings ein geheimer Schlüssel genutzt werden, welcher der Paketemissionierungs- sowie der Paketerfassungskomponente bekannt ist. In den *Templates* sind die restlichen Werte bereits vorhanden. Die Änderungen werden direkt auf Byte-Ebene umgesetzt, da die Feldzuweisung der *Header* immer gleich sind [16], [17]. Somit können vollständige Pakete in sehr wenigen Schritten und ohne aufwendiges Parsing oder gar kompletter Neuerstellung genutzt werden. Diese Pakete werden anschließend je nach Konfiguration einzeln oder in *Batches* an den Sender weitergeleitet.

Sender (**sender.rs**)

Der *Sender* agiert im Kontrast zu den anderen Subkomponenten in einem eigenen Betriebssystem-*Thread*. Das hat den Grund, dass er somit die komplette Kapazität des *Threads* alleine ausnutzen kann und bezüglich CPU-Auslastung möglichst wenig mit anderen Prozessen konkurrieren soll, um möglichst performant zu sein. Um diesen Effekt zu verstärken wird außerdem der *core_affinity Crate* genutzt (siehe 5.1). Der Sender läuft in einer ständigen Schleife bis die Kanäle zum Erhalt der Pakete geschlossen werden. Je nach Konfiguration sendet er *Batches* oder einzelne Pakete über die jeweilige Schnittstelle. Die Socket Schnittstelle welche zum Versenden und somit zur Erfüllung der Anforderung /F-02/ verwendet wird, wird beim Start des Senders initialisiert.

5.4 Ergebnisverarbeitung (**capturing_packets**)

In der Ergebnisverarbeitung werden die durch den eBPF vorgeprüften Daten der validen Antworten entgegengenommen und einer Duplikatsprüfung unterzogen. Anschließend werden die endgültig korrekten Ergebnisse ausgegeben.

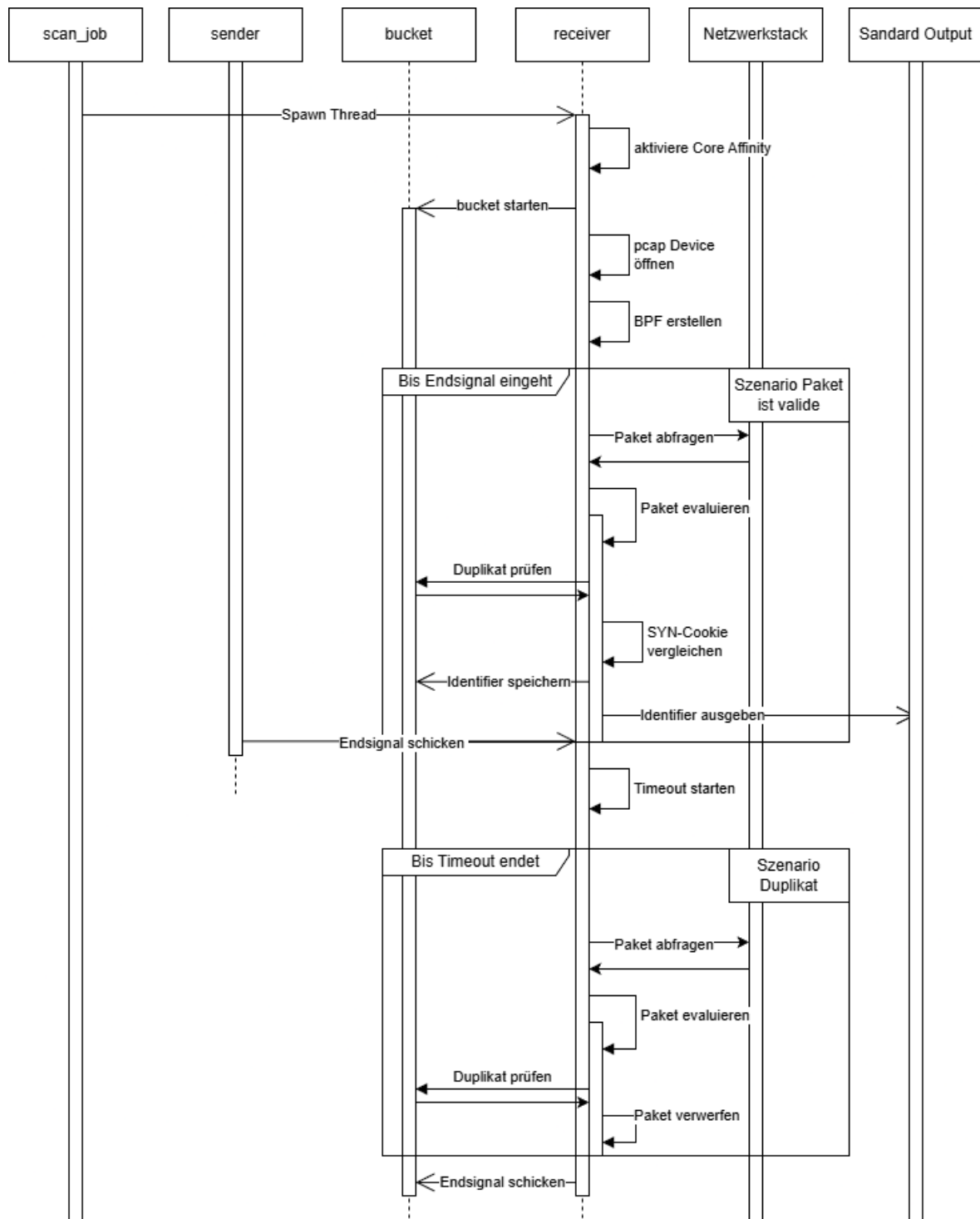


Abbildung 5.4: Exemplarisches Diagramm zur Funktionsweise der `capturing_packets`-Komponente (vereinfacht)

Receiver (`receiver.rs`)

In früheren Iterationen des Programmes lief der *Receiver* ebenso wie der *Sender* in einem eigenen Betriebssystem-*Thread*, um möglichst viel Leistung nutzen zu können und Kontext-Wechsel zu vermeiden. Die Nutzung von *pcap* stellte die abstrahierte Netzwerkschnittstelle zur Erfüllung der Anforderung /F-03/ dar. Mit *pcap* muss sich der Programmierer nicht manuell um *Sockets* oder der Kommunikation mit dem Netzwerk-Stack kümmern muss. Ein weiterer Vorteil ist die einfache Nutzung eines *Berkley Packet Filters* (BPF), mit welchem man Pakete an einem frühen Zeitpunkt im Netzwerk-Stack filtern kann. Wenn nun ein Paket empfangen wurde, wurden dessen Header-Felder mit `etherparse`, einer Ethernet-Parsing-Bibliothek extrahiert und analog zum aktuellen Vorgehen auf Duplikate geprüft.

Obwohl die Handhabung mit *pcap* entwicklerfreundlich ist, wurde es letztendlich durch den eBPF Ansatz verdrängt, da die Performanz in ersten Tests nicht den Ansprüchen dieses Projektes genügte. Dies ist darauf zurückzuführen, dass *pcap* intern Raw-Sockets mit `AF_INET` nutzt, welches im Vergleich zu `AF_PACKET` oder `AF_XDP` deutlich mehr Schritte im Netzwerk-Stack durchlaufen muss (siehe 2.3), selbst, wenn durch den BPF irrelevante Pakete hardwarenah herausgefiltert werden.

Im aktuellen Ansatz wird der Receiver stattdessen in einem *tokio Task* erstellt, um Asynchronität zu gewährleisten. Außerdem dient er nun ausschließlich dem Empfang, der durch das eBPF Programm über den *RingBuf* geloggt Daten, der Verwaltung der Duplikaterkennung und der Ausgabe valider Daten. Im ersten Schritt werden Daten aus dem *RingBuf* abgerufen. Da der Zugriff auf den *RingBuf* über einen Unix-Dateideskriptor erfolgt, dessen Leseoperationen standardmäßig den Thread blockieren, muss dieser in das asynchrone Modell der Anwendung integriert werden. Dafür bietet der *tokio Crate* eine Lösung, welche es ermöglicht, durchgehend auf neue Pakete zu warten, ohne den ausführenden Thread zu blockieren. Anschließend wird die Ziel IP-Port Kombination der Duplikatprüfung, welche im nächsten Absatz genauer beschrieben wird, unterzogen. Sollte es sich um ein Duplikat handeln, werden die Daten verworfen, ansonsten werden sie in den Standard Output geschrieben. Somit wird Anforderung /F-07/ erfüllt.

Bucket (`bucket.rs`)

Zur Duplikaterkennung wird ein *Timed Bucket System* genutzt, in welchem mehrere *Buckets* (HashMaps) als Zwischenspeicher für die bisherigen Antworten dienen. Es kann nur in den derzeit aktiven Bucket geschrieben werden, doch aus allen wird gelesen. Nach einer festen Zeiteinheit wird der nächste Bucket aktiv und der am längsten inaktive geleert. Durch die Aufteilung in mehrere Buckets sollen starke Auslastungshöhepunkte durch das Leeren einer sehr aufgeblähten HashMap verhindert werden. Außerdem werden dadurch längere Locking-Zeiten bei asynchronen Schreib- und Lesezugriffen vermieden. Die Suche nach Duplikaten gestaltet sich dabei recht schnell, da HashMaps eine Suche der Zeitkomplexität

O(1) ermöglichen. Um das Locking zu verwalten wurde auf DashMaps aus dem dashmap Crate zurückgegriffen, welche für den asynchronen Einsatz optimiert wurden.

Die IP-Adresse und Ziel-Port des Zielsystems der validen Antwort wird entsprechend Anforderung /F-07/ nach der Duplikatsbereinigung in den *Standard Output* geschrieben. Dieser wird vom Mock Programm (`mock_program.rs`) in eine Datei weitergeleitet.

Um die Umsetzung der Anforderung /F-06/ muss sich nicht explizit gekümmert werden, da der Linux-Netzwerk-Stack bei Erhalt einer Antwort nach einer gespeicherten Verbindung zu dieser Anfrage sucht, anschließend merkt, dass keine vorhanden ist, da das SYN-Paket über einen Raw-Socket verschickt wurde und automatisch eine Reset-Antwort zurückschickt [TODO Quelle?].

5.5 Programmstart und Jobverwaltung (*job_controlling*)

Den Start des Programmes, die Konfiguration sowie das Starten und Verbinden der einzelnen Komponenten geht von den in dieser Sektion beschriebenen Komponenten aus. Des Weiteren übernehmen diese auch das Parsing und die Weiterleitung der Ziel-IP-Adressen zur Emitting Komponente.

Startprogramm (`mock_program.rs`)

Um die Anforderung /F-09/ zu erfüllen, nimmt der Scanner die IP-Adressen der Ziele über den Standard Input entgegen. Für die Evaluation in dieser Arbeit wurde, um die Vergleichbarkeit herzustellen ein Programm erstellt, welches die Aufgabe des Startens des Scanners, die Erstellung der Ethernet-*Templates*, das Schreiben der Daten in den Standard Input und das Lesen aus dem Standard Output des Scanners übernimmt. Dort werden auch die Konfigurationsparameter eingetragen.

Die Ethernet-*Templates*, welche das Fundament zur Erfüllung der Anforderung /F-01/ darstellen, werden mithilfe des pnet Crates erstellt, da dieser eine entwicklerfreundliche Schnittstelle dafür bereitstellt. Dort werden alle Parameter für eine reguläres TCP-SYN Paket bis auf die Ziel-IP, den Ziel-Port und die Sequenznummer gesetzt. Es wird für jede Quell-IP ein Template angelegt, da diese der Streuung der Paketquellen zur Verschleierung des Scans und somit der Erhöhung der Trefferrate dienen.

Um möglichst ressourcensparend zu arbeiten werden die Ziel-IP-Adressen in Batches, also Ansammlungen von Paketen übertragen. Dies reduziert die Anzahl der benötigten Kontext-Wechsel drastisch indem nicht für jede IP-Adresse ein eigener System Call ¹ getätigt werden muss.

¹TODO

Einstiegspunkt (`main.rs`)

Die `main.rs` Datei dient als Einstiegspunkt und Startfunktion des SYN-Scanners. Dort wird mithilfe des `aya` Crates das eBPF Programm geladen und die eBPF Maps initialisiert. Des weiteren werden die Konfigurationsparameter erfasst und letztendlich ein Scanjob mit allen benötigten Informationen gestartet.

Eine ressourcensparende Maßnahme ist außerdem die Nutzung eines alternativen Allokators², welcher in der `main.rs` Datei definiert wird. Anstelle des System-Allokators, welcher ein breites Anwendungsfeld bedient, bietet der Jemallocator einen Fokus auf Nebenläufigkeit und Skalierbarkeit auf Multiprozessorsystemen **jemalloc**. Das wird dadurch erreicht, dass viermal mehr der sogenannten Arenen als verfügbare Prozessoren erstellt und die Threads darunter aufgeteilt werden. Threads blockieren sich gegenseitig nur, wenn sie in der gleichen Arena sind, was durch die Vielzahl deutlich seltener vorkommt. Außerdem ist die Allokierung von Speicher durch die Nutzung fester Size Classes für sehr viele kleine Allokationen, wie sie in dem Scanner zum Beispiel bei der Vielzahl an Batches von IP-Adressen oder Pakete geschieht, effizienter, als die vorgehensweise des System-Allokators, welcher die genaue Speichergröße sucht **TODO**.

Standard-Input Parser (`parser_std_in`)

Der Parser parst zum einen die Konfigurationsparameter aus dem Standard Input und zum anderen die Ziel IP-Adressen. Das entgegennehmen, deserialisieren und Weiterleiten der Adressen geschieht in Batches und mit Fokus auf der Vermeidung neuer Allokationen um durch Einsparung von Kopien und Kontext-Wechsel durch System Calls Ressourcen zu sparen. Dabei wird darauf geachtet die Daten, falls möglich, mit zero-copy Operationen zu verarbeiten.

Der folgende Codeauszug 5.2 zeigt das Parsing der Daten welche im Binärformat übertragen wurden. Um das Verarbeiten unvollständiger IP-Adressen zu vermeiden wird sich nach jeder Iteration ein `offset` gemerkt, sodass keine Daten verloren gehen, falls ein Batch nicht vollständig gefüllt oder sauber am Ende einer Adresse endet.

Codeauszug 5.2: Binärformat-Parsing im Standard-Input Parser

```
1 const BATCH_SIZE: usize = 8192; // 8KB chunks -> 2048 IPv4-Adressen
2 let mut buffer = [0u8; BATCH_SIZE];
3 let mut offset = 0;
4 let mut ip_batch: Vec<u8; 4> = Vec::with_capacity(BATCH_SIZE / 4);
5
6 loop {
7     let read_len = reader.read(&mut buffer[offset..]).await?;
8
9     if read_len == 0 { /* EOF handling */ }
```

²TODO

```

10
11     let valid_data_len = offset + read_len;
12     let mut cursor = 0;
13
14     // Verarbeite vollstaendige IP-Pakete
15     while cursor + 4 <= valid_data_len {
16         let bytes: [u8; 4] = buffer[cursor..cursor + 4].try_into().unwrap();
17         cursor += 4;
18
19         if bytes == [0, 0, 0, 0] { /* Terminator -> return */ }
20
21         ip_batch.push(bytes);
22     }
23
24     // Sende akkumulierten Batch
25     if !ip_batch.is_empty() {
26         let batch = std::mem::replace(&mut ip_batch, ↵
27             Vec::with_capacity(BATCH_SIZE / 4));
28         sender.send(batch).await?;
29     }
30
31     // Kopiere fragmentierte Bytes an Puffer-Anfang
32     let remaining = valid_data_len - cursor;
33     if remaining > 0 {
34         buffer.copy_within(cursor..valid_data_len, 0);
35     }
36     offset = remaining;
37 }

```

Es wurden explizit folgende Performanz-steigernde Maßnahmen umgesetzt:

Tabelle 5.2: Performanz-steigernde Maßnahmen im Standard-Input Parser

Maßnahme	Beschreibung
<code>Vec::with_capacity()</code>	Der IP-Puffer wird in einen Puffer mit fester Größe gelesen, welcher somit nur einmal allokiert werden muss.
<code>std::mem::replace</code>	Ermöglicht das Tauschen des <code>ip_batch</code> Puffers gegen einen neu erstellten, leeren Puffer, ohne dass die Inhalte kopiert werden müssen, da lediglich die <i>Ownership</i> gewechselt wird.
Asynchroner tokio Reader	Die Nutzung des asynchronen tokio Readers ermöglicht, dass auch bei vollem Channel der Parser nie andere Prozesse blockiert.

Scanjob (scanjob.rs)

Ein Scanjob beinhaltet alle Userspace Komponenten die für den SYN-Scan benötigt werden. Er startet diese und Vernetzt sie mithilfe von tokio Channels. Beim Starten der Komponenten werden alle benötigten Informationen übergeben.

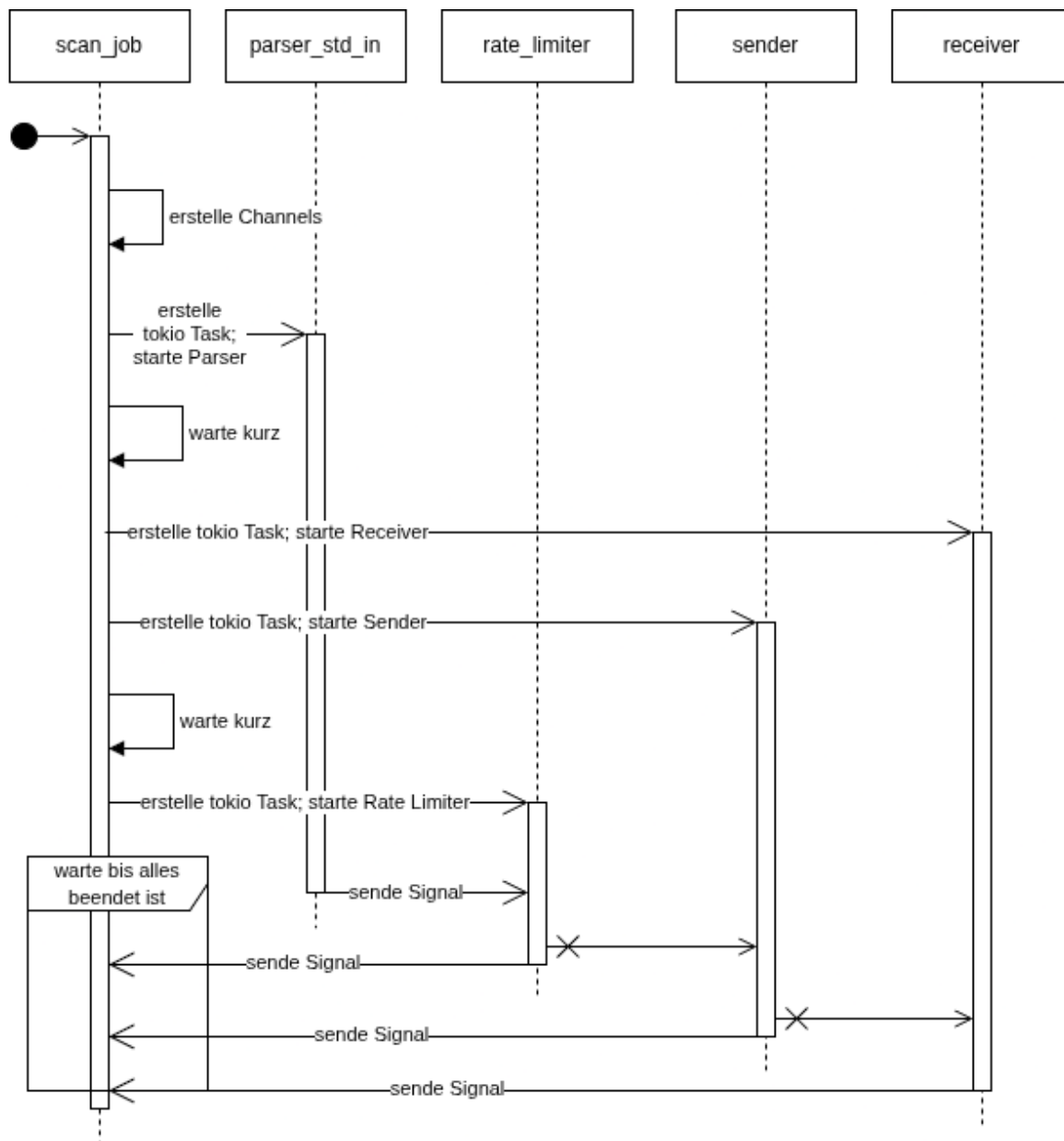


Abbildung 5.5: Funktionsweise der `scan_job.rs` Datei (vereinfacht)

Da das Anheften eines neuen XDP-Programmes einen Neustart des Netzwerkkartentreibers erfordert, wird vor der Erstellung der Send-Sockets eine kurze Zeit gewartet. Auch nach dem Starten des Senders und des Receivers wird kurz gewartet, damit alles auf Abruf ist, sobald der Rate Limiter mit der Produktion der SYN-Pakete beginnt. Dies dient der Allgemeinen Stabilität des Programmes. Wie bereits in den meisten anderen Komponenten

wird auch hier Tokio zur konkurrenten Ausführung der verschiedenen Programmteile genutzt. Dies ermöglicht das unabhängige Handeln der einzelnen Bestandteile, was einerseits der Notwendigkeit des gleichzeitigen Sendens und Empfangens entspringt und andererseits der Performanz-Steigerung durch Einsparung von Wartezeiten dient.

5.6 eBPF

Der eBPF dient dem Scanner als Empfangspunkt für eingehende Pakete. Je nachdem in welchem XDP Modus das Programm ausgeführt wird, agiert dieses direkt im Treiber der Netzwerkkarte oder an der ersten Stelle nach Erstellung eines Buffers im Netzwerkstack. Dadurch können die Pakete bereits am frühestmöglichen Punkt evaluiert werden, dessen relevante Daten extrahiert und direkt ohne Umweg über den geteilten Speicher der eBPF Maps in das Userspace Programm übertragen werden (siehe 5.2). Dies führt zu einer massiven Ressourceneinsparung und das wiederum zu einer Zeiteinsparung, da etliche Zwischenschritte, welche normalerweise durchlaufen werden müssten, um das Paket durch den Netzwerkstack zum Userspace zu leiten und das Wiederversenden ohne Kopieraufwand oder Context Switches passiert. Durch die XDP_TX Funktion können RST Pakete direkt im eBPF Programm erstellt und wieder verschickt werden, sodass der Netzwerkstack sowie Userspace komplett vermieden werden.

5.6.1 XDP Programm

Um ein eBPF Programm nutzen zu können wird es in die XDP Hook des Kernels geladen und zuvor korrekt in ELF Dateien übersetzt, damit die XDP Hook das Programm akzeptiert. Das Übersetzen des Rust Codes übernimmt der aya Crate und das Anhängen des Programmes passiert in main.rs, indem die durch aya übersetzten Dateien an das genutzte Netzwerkinterface gebunden wird. Auch das Laden der eBPF Maps wird durch aya übernommen und in der main.rs über die Rust Schnittstelle dargestellt. Auch wenn immernoch ein gewisses Maß an Komplexität besteht, erleichtert der Crate den Implementierungsaufwand dadurch enorm. Die zum Informationsaustausch zwischen eBPF Programm und Userspace Programm genutzten eBPF Maps werden in 5.3 aufgeführt.

5.6.2 Funktionsweise

Wie in Abbildung 5.6 zu sehen, wird aus allen empfangenen Paketen zuerst der Ethernet-, IP- und TCP Header extrahiert und überprüft. Sollte dabei festgestellt werden, dass ein Paket kein valides IPV4-SYN/ACK Paket darstellt, wird es per XDP_PASS an den normalen Netzwerkstack des Kernels weitergeleitet. Auch in der anschließenden Prüfung, ob die, da es sich in dem Fall um eine Antwort handelt, Ziel IP Adresse in der WHITELIST_IPV4 vertreten ist oder die Prüfung des SYN Cookies führt bei Fehlschlag zu einem XDP_PASS.

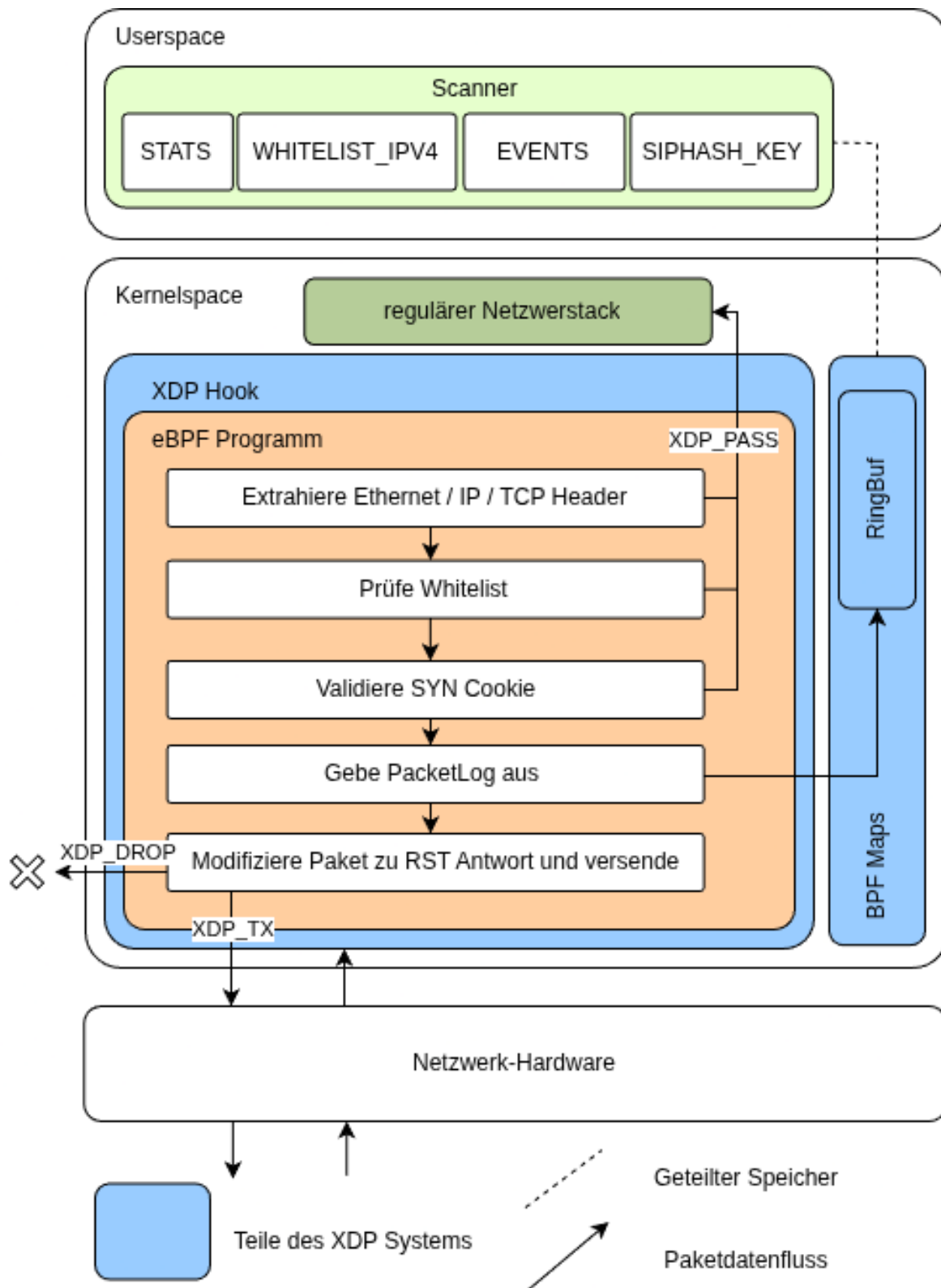


Abbildung 5.6: Funktionsweise des eBPF Programmes (vereinfacht)

Tabelle 5.3: Genutzte eBPF Maps

Name	Typ	Nutzung
<i>STATS</i>	<code>PerCpuArray<u64></code>	Lockfreies Array für jede CPU auf welchen Stats effizient geloggt werden können [49]
<i>WHITELIST_IPV4</i>	<code>HashMap<[u8; 4], u8></code>	Hashmap zum Abgleich der Quell IP-Adressen, welche für den Scan genutzt werden
<i>EVENTS</i>	<code>RingBuf</code>	Ausgabe der extrahierten Zielinformationen valider Pakete an den Receiver mithilfe eines effizienten, über alle CPUs geteilten Puffer Ring [50]
<i>SIPHASH_KEY</i>	<code>Array<u64></code>	Der Schlüssel wird benötigt, um den SYN-Cookie korrekt auszuwerten

Das bietet den Vorteil, dass der reguläre Netzwerkverkehr trotz Nutzung des SYN Scanners unbeeinträchtigt ist. Um den SYN Cookie zu vergleichen wird die Hash-Berechnung mithilfe des Sip-Hashing Algorithmus und des per `SIPHASH_KEY` übergebenen Schlüssels durchgeführt. Die vier in ?? genannten Werte werden wie in ?? beschrieben verrechnet und das Ergebnis verglichen (siehe ??) um die Anforderung /F-05/ zu erfüllen.

In dem eBPF Programm können aus mehreren Gründen keine Funktionen der Standardbibliothek von Rust genutzt werden. Zum Beispiel würden viele Funktionen schlichtweg nicht funktionieren, da sie per System Call auf Betriebssystemdiensten beruhen die hier nicht verfügbar sind, weil direkt im Kernel gearbeitet wird. Dynamische Speicherstrukturen wie `Vec<T>`, `String`, oder `HashMap` können nicht genutzt werden, da kein Zugriff auf den allgemeinen Memory Allocator besteht. Im Allgemeinen ist der eBPF Verifier sehr restriktiv, weshalb im eBPF Programm nur wenige Bibliotheken nutzbar sind. In allen bereits beschriebenen Schritten des eBPFs wurde deshalb mit dem `network_types` Crate gearbeitet. Dieser nutzt keine Technologien der Standardbibliothek und erlaubt es, die rohen Speicherbereiche abstrahiert darzustellen und Zeiger auf die Strukturen der Header mit leichter verständlichen Enums darzustellen. So können die gewünschten Paketstrukturen gelesen und verändert werden, ohne, dass neuer Speicher allokiert werden muss.

Die Vermeidung neuer Speicherallokation wird unter anderem durch die Nutzung der `ptr_at` Funktion umgesetzt. Die `ptr_at` Funktion dient der Navigation durch den per `ctx` übergebenen Speicherbereich, indem ein Offset übergeben und Pointer vom Punkt des Offsets aus bis zum Ende des Speicherbereichs zurückgegeben werden.

Codeauszug 5.3: `ptr_at` Funktion zum Navigieren durch Speicherbereiche

```

1 #[inline(always)]
2 unsafe fn ptr_at<T>(ctx: &XdpContext, offset: usize) -> Result<*const T, ←
    ()> {
3     let start = ctx.data();

```

```

4   let end = ctx.data_end();
5   let len = mem::size_of::<T>();
6   if start + offset + len > end {
7       /* Error handling */
8   }
9   Ok((start + offset) as *const T)
10 }

```

So wird beispielsweise im folgenden Beispiel der Speicherbereich des IP Headers extrahiert, indem der Offset eines Ethernet Headers (16 Byte) übergeben wird.

Codeauszug 5.4: Extraktion des Speicherbereichs des IP Headers

```

1   // IPv4 Header
2   let ip: *mut Ipv4Hdr = match unsafe { ptr_at_mut(ctx, EthHdr::LEN) } {
3       Ok(p) => p,
4       Err(_) => {
5           /* Error handling */
6       }
7   };

```

Dabei ist zu beachten, dass diese Aufrufe von einem unsafe Block umschlossen sind. Da dieser Speicher vom Linux-Kernel und nicht von der Rust-Runtime verwaltet wird, kann Rust nicht sicherstellen, dass die Rust-typischen Sicherheitsgarantien gewährleistet sind. Diese Entscheidung wurde bewusst getroffen, da diese Arbeit performance-orientierte Implementierungen behandelt auch wenn dadurch Sicherheitsgarantien von Rust umgangen werden. Durch die besonderen Umstände im Kontext eines eBPF Programmes mit strengem Verifier sind die Sicherheitskonzepte kaum umsetzbar, wenn zero-copy angestrebt wird. Dies hängt damit zusammen, dass Rust normalerweise mit einem panic! reagiert, sollte beispielsweise auf einen falschen Index eines Slices (z.B. &[u8]) zugegriffen werden. Dies ist im Kernel Kontext nicht erlaubt. Stattdessen bleibt die Möglichkeit eine Kopie des Speicherbereichs anzufertigen, so wie es beispielsweise der etherparse Crate tut, um die Struktur dann in einem Sicheren Kontext zu verwalten. Dies mindert aber die Performanz deutlich und ist somit für performanz-orientierte Anwendungen wie die hier implementierte, besonders im Kernel Kontext, in welchem nur kleine Puffer existieren, nicht die präferierte Lösung.

Wenn sich ein Paket als valide Antwort herausstellt, werden die Zieldaten über den RingBuf an den Userspace weitergeleitet. Die Daten werden in der in xdp_common definierten Struktur namens PacketLog übertragen, welche die gescannte Adresse und den gescannten Port beinhaltet. Das xdp_common Verzeichnis dient lediglich der Definition dieser Struktur und dazugehörigen Getter Funktionen.

Das anschließende Erstellen und Versenden des RST Paketes dient einerseits dazu die Verbindung beim Zielsystem korrekt zu schließen und somit einen normalen TCP-Aushandlungsprozess zu simulieren, andererseits hindert es das Zielsystem am Senden weiterer SYN ACK Antworten sowie dem Aufrechterhalten eines Verbindungsstatus. Um die Performanz zu erhöhen

wird auch hier ein zero-copy Ansatz gewählt, indem das ursprüngliche Paket durch das Tauschen entsprechender Werte und das Neuberechnen einiger Werte umgewandelt wird. Die veränderten Felder sind im Folgenden Diagramm beschrieben:

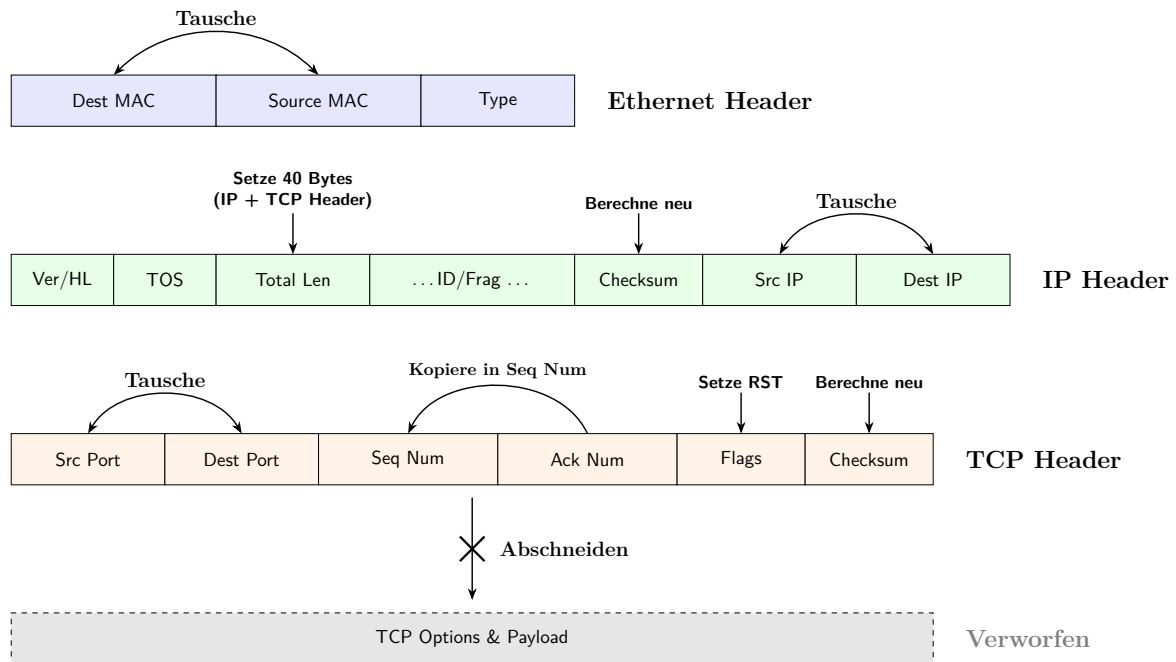


Abbildung 5.7: In-Memory Modifikation des SYN ACK Paketes zum RST Paket

Das fertige Paket wird anschließend per XDP_TX direkt in den Puffer der Netzwerkkarte geschrieben und durch die Modifikationen als valides RST Paket an den Sender der ursprünglichen SYN ACK Antwort zurückgeschickt. Dies dient der Erfüllung der Anforderung /F-06/.

5.7 Qualitätssicherung

5.8 Testumgebung

5.8.1 Hardware-Spezifikation

Für die Umsetzung des Testes wurden die in 5.4 spezifizierten Systeme verwendet. Es wurden keine Veränderungen vorgenommen, die das Betriebssystem von seinem nativen Zustand abbringen. am Betriebssystem um Anforderung /F-10/ zu genügen. Die einzige Konfigurationsmaßnahme außerhalb des Programmes ist eine softwareseitige Anpassung der Sende-, sowie Empfangsringe der Netzwerkkarte auf das Maximum der bereitgestellten Hardware. Dies ist in diesem Szenario zu empfehlen, da es sich explizit um ein Hochleistungsszenario handelt. Das Anpassen der genutzten Puffer dient dem Abfangen von

Lastspitzen, indem mehr Pakete gepuffert werden können. Für die genutzten Netzwerkkarten bedeutet dies eine Erhöhung der sogenannten Deskriptoren von 256 auf 4096 (siehe **Anhang A.1**).

Tabelle 5.4: Hardware- und Software-Spezifikationen der Testumgebung im Vergleich

Komponente	Scanner-Knoten	Ziel-Knoten
Hardware		
CPU	Intel Core i5-11400F (6 Kerne, 2.6 GHz)	Intel Core i5-7500 (4 Kerne, 3.4 GHz)
RAM	48 GB DDR4 (2667 MHz)	8 GB DDR4 (2400 MHz)
Netzwerkkarte	Intel I210-T1 (Gbit)	Intel I350-T2 (Gbit)
Verbindung	Direktverbindung via CAT 6 S/FTP Kabel (Gbit)	
Software		
Betriebssystem	Ubuntu 24.04.3 LTS	Ubuntu 24.04.3 LTS
Kernel	6.14.0-37-generic	6.14.0-37-generic
Treiber	igb (6.14.0-37)	igb (6.14.0-37)

5.8.2 Inkompatibilitäten und Einschränkungen

zero-copy Modus

Da finanziell bedingt nur die Möglichkeit besteht die in 5.4 angegebene Hardware zu nutzen, muss für die Evaluation leider eine Einschränkung gemacht werden. Der äußerst effiziente zero-copy Modus ist bei der Nutzung von Netzwerkkarten mit dem igb Treiber eingeschränkt. Aufgrund der niedrigen Anzahl an Sende- und Empfangsringen auf der Netzwerkkarte können dem XDP Programm keine dedizierten Queues ³ zugeteilt werden. Dies hat zur Folge, dass sich die Sende-Ringe mit dem Betriebssystem geteilt werden müssen und es somit zu sogenannter lock contention ⁴ kommen kann [51]. Dies ist sehr Ressourcenaufwändig und führte in den Tests dazu, dass der AF_XDP socket und das eBPF Programm um den Zugriff auf einen Sendering konkurrierten, sobald ein SYN ACK Paket über die gleiche Queue einging, über die auch versendet wurde. Dies ist unvermeidbar, da ein RST Paket per XDP_TX zwangsweise über die selbe Queue verschickt wird, über die es eingeht **TODO** und die Pakete durch den ...TODO... gleichmäßig auf alle Queues verteilt werden **TODO**. Aufgrund der sehr hohen Senderate und der vergleichbar kleinen Puffer der Netzwerkkartenringe ⁵ laufen dieser durch die lock contention voll und blockieren das Versenden der RST antworten in dieser Queue.

Diese Vermutungen wurden dadurch gestützt, dass bei den Tests unabhängig der gesendeten Menge immer 25% der RST Pakete beim Ziel-Knoten fehlten. Da das Scanner System 4

³Warteschlangen

⁴Der Zugriff auf den Ring muss bei jeder Operation ausgehandelt werden, sollten mehrere Parteien ihn gleichzeitig nutzen wollen

⁵Für die Intel I210 und I350 sind es maximal 4096 ...TODO... (quelle ethtool)

Queues besitzt und eine Queue für das Senden genutzt wurde entstehen somit ein viertel beziehungsweise 25%, die aufgrund der lock contention verloren gingen. Tests mittels Beschränkung der Queue-Anzahl mithilfe des folgenden Befehls: `sudo ethtool -L enp6s0 combined x` auf die Anzahl `x` bestätigten dies auch. Bei einer Queue wurden rund 100% und bei 3 Queues 33% der RST Pakete nicht gesendet.

Aufgrund dessen wird in den entgültigen Test der Copy Mode verwendet, welcher dieses Problem, durch die Entkopplung der Speicherverwaltung von der Netzwerkkarte eliminiert. Dies kommt leider mit erheblichen Performanzeinbußen, weshalb alle Tests ein zweites Mal ohne dem Senden der RST-Antworten durchgeführt werden, um die mit kompatibler Hardware möglichen Ergebnisse zu beachten.

Paketrate

Die Durchsatzrate ist auch durch die genutzten Netzwerkkarten sowie dem LAN Kabel auf das Limit einer Gigabit Verbindung limitiert. Die Test zur maximalen Durchsatzrate können deshalb nur beschränkt durchgeführt werden. Das theoretische Limit einer Gigabit Leitung liegt nach IEEE 802.3 [52], bei einer Paketgröße von 64 Byte plus 20 Byte Overhead, bei 1,488 Millionen pps.

5.8.3 Aufbau des Zielknotens

Der Zielknoten besteht ähnlich wie die Empfangslogik des Scanners aus einem mithilfe des aya-Crates erstellten eBPF Programmes, welches die eingehenden Pakete mittels Zeiger-Operationen parst, anschließend validiert und bei Erfolg ein Antwortpaket via `XDP_TX` versendet. Allerdings wird hier geprüft, ob es sich um ein IPV4 SYN Paket handelt und anschließend eine darauf zugeschnittene SYN ACK Antwort statt eines RST Paketes versendet. Die Modifikation passiert auch hier am selben Paket ohne dieses zuvor zu kopieren.

Zur Steuerung der Antwortwahrscheinlichkeit ist ein über die Kommandozeile beim Start des Programmes veränderbarer Parameter integriert. Wenn ein valides Paket erhalten wurde, wird eine Zufallszahl generiert und in Verbindung mit der eingegebenen Prozentzahl genutzt, um zu entscheiden ob eine Antwort gesendet wird oder nicht.

Auch die Statistiken werden mit der gleichen Datenstruktur wie beim Scanner - dem `PerCpuArray` - ermittelt, um eine lockfreie, effiziente Erhebung zu gewährleisten. Es werden folgende Statistiken ermittelt, um die Funktionsweise des Scanners und des Laboraufbaus zu validieren:

1. **Empfangene Pakete gesamt**
2. **Valide SYN Pakete**
3. **Gesendete Antworten**

5.8.4 Messdatenerfassung

5.9 Contiki-Verzeichnisstruktur

Die Contiki-Verzeichnisstruktur besteht aus verschiedenen Unterverzeichnissen, die verschiedene Bedeutungen haben.

Codeauszug 5.5: Contiki-Verzeichnisstruktur mit ausgewählten Unterverzeichnissen

```
1 /apps
2   /ftp
3   /ping6
4   /telnet
5   /telnetd
6   /twitter
7   /webserver
8   /webserver-nano
9   ...
10 /core
11   /lib
12   /net
13   /sys
14   ...
15 /cpu
16   /arm
17   /avr
18   ...
19 /doc
20 /examples
21   /webserver-ipv6-raven
22   ...
23 /platform
24   /avr-raven
25   /avr-zigbit
26   ...
27 /tools
```

Das Verzeichnis `/core` beinhaltet das Kernstück von Contiki. Hier wird zum Beispiel das System im Unterverzeichnis `/sys` definiert. Das beinhaltet das Prozesshandling und Protothreads sowie verschiedene Timer. Ebenfalls befindet sich hier im Unterverzeichnis `/net` der Netzwerk-Stack aufbauend auf uIP. Zum Netzwerk-Stack gehört auch IEEE 802.15.4 und 6LoWPAN. Im Unterverzeichnis `/lib` stehen verschiedene libraries zur Verfügung.

In den beiden Verzeichnissen `/cpu` und `/platform` ist die unterschiedliche Hardware beschrieben, die von Contiki unterstützt wird. Ein Programm, das auf einem Zigbit-Modul

vom Hersteller Atmel geladen werden soll, verwendet die Verzeichnisse `/platform/avr-zigbit` und `/cpu/avr`.

Das Verzeichnis `/examples` beinhaltet Beispielprojekte. Hier gibt es ein Projekt `webserver-ipv6-raven`. Anhand dieses Beispiels wird deutlich, was notwendig ist, um eine Webserver-Applikation für das Ravenboard zu kompilieren.

Im Hauptverzeichnis gibt es eine Datei `Makefile.include`. Diese Datei ist Teil des Contiki-Makefile-Systems. Sie wird innerhalb eines Contiki-Projektes aufgerufen und bindet, abhängig von der Konfiguration des Projektes, die richtigen Dateien des Contiki-Systems ein.

5.9.1 Übersetzung eines Contiki-Programms

Ein Programm wird in Contiki mithilfe des Befehls „make“ übersetzt. Am Beispiel des Projekts `webserver-ipv6-raven` soll exemplarisch gezeigt werden, wie das Makefile System funktioniert. Durch den Befehl „make“ wird die Datei `Makefile` im gleichen Verzeichnis abgearbeitet.

Codeauszug 5.6: Auszug aus `examples/webserver-ipv6-raven/Makefile`

```
1 ifndef TARGET
2     TARGET=avr-raven
3     MCU=atmega1284p
4 endif
5 all:
6     ${MAKE} -f Makefile.webserver TARGET=$(TARGET) NOAVRSIZE=1 webserver6.elf
```

Hier wird das `TARGET`, also die Plattform, und die `MCU`, die Microcontroller Unit, gesetzt und dann die Datei `Makefile.webserver` aufgerufen. Dabei wird der Parameter `NOAVRSIZE` gesetzt, um beim Übersetzen eine zusätzliche Ausgabe zur Speicherbelegung (`avr-size`) zu unterdrücken. Das Programm wird als Datei `webserver6.elf` erstellt.

Codeauszug 5.7: Auszug aus `examples/webserver-ipv6-raven/Makefile.webserver`

```
1 all: webserver6
2 APPS=raven-webserver raven-lcd-interface
3 UIP_CONF_IPV6=1
4 CONTIKI = ../..
5 include $(CONTIKI)/Makefile.include
```

In der Datei `Makefile.webserver` werden die Applikationen `raven-webserver` und `raven-lcd-interface` über die Variable `APPS` eingebunden. Die Compiler Variable `UIP_CONF_IPV6` wird gesetzt, um IPv6 zu aktivieren, weiterhin wird das Haupt-Makefile `Makefile.include` eingebunden.

Codeauszug 5.8: Auszug aus examples/webserver-ipv6-raven/webserver6.c

```
1 #include "webserver-nogui.h"
2 /*-----*/
3 AUTOSTART_PROCESSES(&webserver_nogui_process);
4 /*-----*/
```

In der Datei webserver6.c wird ausgewählt, welche Contiki-Prozesse automatisch gestartet werden sollen. In unserem Beispiel ist das der Prozess „webserver_nogui_process“. Dieser Prozess ist Teil der Applikation raven-webserver.

5.9.2 Programmieren eines Mikrocontrollers

Durch Übersetzung des Contiki-Beispielprojektes webserver-ipv6-raven wird eine Datei „webserver6.elf“ im ELF Format erzeugt. Hiervon wird eine Kopie „webserver6-avr-raven.elf“ erstellt. Diese Datei enthält Informationen darüber, was in den Flash und in den EEPROM des AVR Mikrocontrollers geladen werden muss. Ebenfalls beinhaltet es Informationen über das Setzen der Fuse Bits. Fuse Bits sind Einstellungen des Mikrocontrollers, die nicht von der Software geändert werden können. Sie schalten gewisse Funktionen, zum Beispiel woher die Taktfrequenz bezogen wird, ein oder aus.

Codeauszug 5.9: Auszug aus examples/webserver-ipv6-raven/Makefile

```
1 TARGET=avr-raven
2 MCU=atmega1284p
3 OUTFILE=webserver6-$(TARGET)
4 avr-objcopy -O ihex -R .eeprom -R .fuse -R .signature \
5     $(OUTFILE).elf $(OUTFILE).hex
6 avr-size -C --mcu=$(MCU) $(OUTFILE).elf
```

Durch zusätzliche Befehle im Makefile wird eine Datei „webserver6-avr-raven.hex“ erzeugt. Diese Datei enthält den Inhalt, der in den Flash geschrieben werden soll, im Intel-HEX-Format. Mit dem „avr-size“-Befehl wird die Anzahl der Bytes angezeigt, die im Flash, im RAM und im EEPROM benötigt werden. Dies kann mit dem zur Verfügung stehenden Speicher verglichen werden.

Codeauszug 5.10: Ausgabe vom Befehl „avr-size“

```
1 AVR Memory Usage
2 -----
3 Device: atmega1284p
4
5 Program: 70874 bytes (54.1% Full)
6 (.text + .data + .bootloader)
7
8 Data: 13013 bytes (79.4% Full)
9 (.data + .bss + .noinit)
```

```
10  
11 EEPROM: 63 bytes (1.5% Full)  
12 (.eeprom)
```

Durch Hinzufügen eines zusätzlichen Befehls ins Makefile kann eine Datei „webserver6-avr-raven_eeprom.hex“ erzeugt werden. Diese Datei enthält dann den Inhalt im Intel-HEX-Format, der in den EEPROM geschrieben werden soll. Mit den beiden Dateien im Intel-HEX-Format ist es möglich, den Mikrocontroller mit einem Programmiergerät zu beschreiben, das kein ELF Format lesen kann.

Codeauszug 5.11: Befehl um eeprom.hex zu erzeugen

```
1 avr-objcopy -O ihex -j .eeprom \  
2 -set-section-flags=.eeprom="alloc,load" --change-section-lma \  
3 .eeprom=0 $(OUTFILE).elf $(OUTFILE)_eeprom.hex
```

Mittels des Programms Atmel Studio 6 werden wahlweise die erzeugten Dateien im Intel-HEX-Format oder die erzeugte Datei im ELF Format in den Flash und in den EEPROM des Mikrocontrollers programmiert. Zu Beginn wurde das Beispielprojekt webserver-ipv6-raven auf den Mikrocontroller AT-Mega1284P eines Atmel Ravenboard programmiert. Dabei wurde die Programmierschnittstelle ISP und das Programmiergerät Atmel STK500 verwendet.

Später bei der entwickelten Hardware wurde die Programmierschnittstelle JTAG und das Programmiergerät Atmel JTAGICE3 verwendet.

Kapitel 6: Tests und Evaluation

In diesem Kapitel wird die erstellte Lösung getestet und die Entwicklung validiert. Dazu ist die Testumgebung zu beschreiben.

Ziel ist der glaubhafte Nachweis der Funktionsfähigkeit, bzw. die quantitative Bewertung der erstellten Lösung.

Ein wichtiges Kriterium ist die Nachvollziehbarkeit der Tests. Das heißt, die Tests müssen so beschrieben sein, dass der Leser der Arbeit die Ergebnisse eigenständig wiederholen und validieren kann.

6.1 Herleitung von Test-Cases

Herleitung der Testmethodik.

6.1.1 Funktionale Tests

...

6.1.2 Leistungstests/Performancetests

...

6.2 Bewertung der Ergebnisse

...

Kapitel 7: Fazit und Ausblick

In diesem Kapitel wird die erstellte Lösung begutachtet. Es werden Anwendungsmöglichkeiten, allgemein von Smart Objects und speziell für die Implementierung, behandelt. Mögliche Erweiterungen werden vorgeschlagen und ein Fazit der Arbeit wird gezogen.

Die Gesamtmaterialekosten der verwendeten Bauteile betragen 38,61€. Nicht berücksichtigt sind Verbrauchsmaterialien. Dazu zählen die Leiterplatte für die Zigbit-Platine, die aus einer vorhandenen Lochrasterplatine ausgesägt wurde, Leitungen für die Verkabelung und Lötzinn. Diese Kosten sollen hier vernachlässigt werden. Bei einer Kalkulation für eine Fertigung in einem Unternehmen müssen diese als Materialgemeinkostenzuschlag zu den Materialekosten hinzugefügt werden. Zusammen mit den Fertigungskosten, also die Arbeitskosten, die zum Fertigen der Steckdose notwendig sind, und den Verwaltungs- und Vertriebsgemeinkostenzuschlag ergeben sich die Selbstkosten je Stück.

Tabelle 7.1: Materialkosten Steckdose

#	Bauteil	Artikelnummer	Einzel- preis in €	Massen- preis in €
Zigbit-Platine				
1	ATZB-24-A2	556-ATZB-24-A2	25,43	14,42
1	Widerstand 100kOhm	71-CMF60100K00FKEB	0,206	0,099
1	Widerstand 1kOhm	71-CMF551K0000FHEK	0,116	0,005
1	Kondensator 3,3uF	667-EEU-HD1H3R3	0,165	0,104
1	Spannungsregler LP2950CZ-3.0	926-2950CZ-3.0/NOPB	0,676	0,27
1	Steckverbinder FFC 6 Pin	538-52271-0679	1,30	0,583
2	Steckverbinder FFC 18 Pin	538-52271-1879	1,71	0,94
Steckdosen-Platine				
1	Kondensator X2 275V	80-R46KN368050M2M	0,66	0,263
1	Widerstand 560Ohm, 5Watt	594-AC05W560R0J	0,38	0,198
2	Widerstand 1MOhm	594-MRS251M1%TR	0,074	0,038
2	Gleichrichterdiode	512-1N4004	0,076	0,025
2	Zener-Diode 24V	512-1N4749ATR	0,203	0,036
1	Kondensator 470uF	667-EEU-FR1E471YB	0,248	0,152
1	NPN-Transistor BC547B	512-BC547B	0,186	0,05
1	Widerstand 220kOhm	271-220K-RC	0,125	0,012
Steckdosen-Gehäuse				
1	Tchibo Digitale Zeitschaltuhr	4 043002 669758	5,99	5,99
Gesamtpreis			38,61	24,27

Anhang A: Ergänzende Systeminformationen

A.1 Netzwerkkarten-Konfiguration (Ethtool)

Der folgende Auszug zeigt die Standard-Konfiguration der Netzwerkschnittstelle `enp6s0` vor der Optimierung des Ring-Buffers.

Ring parameters for enp6s0:

Pre-set maximums:

RX: 4096

RX Mini: n/a

RX Jumbo: n/a

TX: 4096

TX push buff len: n/a

Current hardware settings:

RX: 256

RX Mini: n/a

RX Jumbo: n/a

TX: 256

RX Buf Len: n/a

CQE Size: n/a

TX Push: off

RX Push: off

TX push buff len: n/a

TCP data split: n/a

Abbildungsverzeichnis

2.1	<i>Three-Way-Handshake</i> zum Aufbau einer TCP-Verbindung [15].	4
2.2	Aufbau des TCP-Headers nach RFC 9293 [17].	5
2.3	Der Empfangspfad durch den Kernel bei der Nutzung von XDP und eBPF (vereinfacht). Orientiert an Høiland et al. [25].	9
5.1	Diagramm logischer Komponenten des scanner Verzeichnisses (vereinfacht)	25
5.2	Weg der Pakete durch den Linux Kernel (vereinfacht)	27
5.3	Ablaufes und Funktionsweise der emitting_packets -Komponente (vereinfacht)	29
5.4	Exemplarisches Diagramm zur Funktionsweise der capturing_packets -Komponente (vereinfacht)	31
5.5	Funktionsweise der scan_job.rs Datei (vereinfacht)	36
5.6	Funktionsweise des eBPF Programmes (vereinfacht)	38
5.7	In-Memory Modifikation des SYN ACK Paketes zum RST Paket	41

Tabellenverzeichnis

2.1	Relevante TCP Header Felder	6
4.1	Metriken zur Performanz-orientierten Evaluation der SYN-Scanner	21
5.1	Genutzte Crates	23
5.2	Performanz-steigernde Maßnahmen im Standard-Input Parser	35
5.3	Genutzte eBPF Maps	39
5.4	Hardware- und Software-Spezifikationen der Testumgebung im Vergleich . .	42
7.1	Materialkosten Steckdose	50

Quelltextverzeichnis

5.1	Ordnerstruktur des SYN-Scanners (gekürzt)	24
5.2	Binärformat-Parsing im Standard-Input Parser	34
5.3	ptr_at Funktion zum Navigieren durch Speicherbereiche	39
5.4	Extraktion des Speicherbereichs des IP Headers	40
5.5	Contiki-Verzeichnisstruktur mit ausgewählten Unterverzeichnissen	44
5.6	Auszug aus examples/webserver-ipv6-raven/Makefile	45
5.7	Auszug aus examples/webserver-ipv6-raven/Makefile.webserver	45
5.8	Auszug aus examples/webserver-ipv6-raven/webserver6.c	46
5.9	Auszug aus examples/webserver-ipv6-raven/Makefile	46
5.10	Ausgabe vom Befehl „avr-size“	46
5.11	Befehl um eeprom.hex zu erzeugen	47

Literaturverzeichnis

- [1] H. Griffioen, G. Koursiounis, G. Smaragdakis und C. Doerr, „Have you syn me? characterizing ten years of internet scanning,“ in *Proceedings of the 2024 ACM on Internet Measurement Conference*, 2024, S. 149–164.
- [2] Z. Durumeric, D. Adrian, P. Stephens, E. Wustrow und J. A. Halderman, „Ten Years of ZMap,“ en, in *Proceedings of the 2024 ACM on Internet Measurement Conference*, Madrid Spain: ACM, Nov. 2024, S. 139–148, ISBN: 979-8-4007-0592-2. DOI: 10.1145/3646547.3689012. Adresse: <https://dl.acm.org/doi/10.1145/3646547.3689012>.
- [3] Z. Durumeric, E. Wustrow und J. A. Halderman, „ZMap: Fast Internet-wide Scanning and Its Security Applications,“ en,
- [4] R. D. Graham, *robertdavidgraham/masscan*, C, Jan. 2026. Adresse: <https://github.com/robertdavidgraham/masscan>.
- [5] S. Rudnev, A. Zolkin, N. Artemyev und A. Tychkov, „THE ECONOMIC IMPORTANCE OF CYBERSECURITY FOR ENTERPRISES IN THE CONTEXT OF DIGITAL TRANSFORMATION,“ *EKONOMIKA I UPRAVLENIE: PROBLEMY, RESHENIYA*, Jg. 11/2, S. 46–55, Jan. 2024. DOI: 10.36871/ek.up.p.r.2024.11.02.006.
- [6] O. I. Falowo, I. Okpala, E. Kojo, S. Azumah und C. Li, „Exploration of Various Machine Learning Techniques for Identifying and Mitigating DDoS Attacks,“ in *2023 20th Annual International Conference on Privacy, Security and Trust (PST)*, Aug. 2023, S. 1–7. DOI: 10.1109/PST58708.2023.10320151. Adresse: <https://ieeexplore.ieee.org/document/10320151/>.
- [7] X. Li, *idealeer/xmap*, C, Jan. 2026. Adresse: <https://github.com/idealeer/xmap>.
- [8] G. Li, M. Zhang, C. Guo u. a., „IMap: Fast and Scalable In-Network Scanning with Programmable Switches,“ en, 2022, S. 667–681, ISBN: 978-1-939133-27-4. Adresse: <https://www.usenix.org/conference/nsdi22/presentation/li-guanyu>.
- [9] A. Al-Boghdady, K. Wassif, M. El-Ramly, A. Al-Boghdady, K. Wassif und M. El-Ramly, „The Presence, Trends, and Causes of Security Vulnerabilities in Operating Systems of IoT’s Low-End Devices,“ en, *Sensors*, Jg. 21, Nr. 7, März 2021, Company: Multidisciplinary Digital Publishing Institute Distributor: Multidisciplinary Digital Publishing Institute Institution: Multidisciplinary Digital Publishing Institute Label: Multidisciplinary Digital Publishing Institute publisher: publisher, ISSN: 1424-8220. DOI: 10.3390/s21072329. Adresse: <https://www.mdpi.com/1424-8220/21/7/2329>.

-
- [10] W. Bugden und A. Alahmar, „The safety and performance of prominent programming languages,“ *International Journal of Software Engineering and Knowledge Engineering*, Jg. 32, Nr. 05, S. 713–744, 2022.
- [11] M. Costanzo, E. Rucci, M. Naiouf und A. D. Giusti, „Performance vs Programming Effort between Rust and C on Multicore Architectures: Case Study in N-Body,“ Nr. arXiv:2107.11912, Okt. 2021, arXiv:2107.11912 [cs]. DOI: 10.48550/arXiv.2107.11912. Adresse: <http://arxiv.org/abs/2107.11912>.
- [12] G. Lyon, *Nmap network scanning: official Nmap project guide to network discovery and security scanning*, eng, Zero-day release: May 2008. Sunnyvale, CA: Insecure.Com LLC, 2010, ISBN: 978-0-9799587-1-7.
- [13] U. T. H. O. Malaysia und F. H. Roslan, „A Comparative Performance of Port Scanning Techniques,“ en, *Journal of Soft Computing and Data Mining*, Jg. 4, Nr. 2, Okt. 2023, ISSN: 2716621X. DOI: 10.30880/jscdm.2023.04.02.004. Adresse: <https://publisher.uthm.edu.my/ojs/index.php/jscdm/article/view/13623/5962>.
- [14] IANA, *Service Name and Transport Protocol Port Number Registry*. Adresse: <https://www.iana.org/assignments/service-names-port-numbers/service-names-port-numbers.xhtml>.
- [15] S. Wendzel, *IT-Sicherheit für TCP/IP- und IoT-Netzwerke: Grundlagen, Konzepte, Protokolle, Härtung* (Springer eBook Collection), ger, 2., aktualisierte und erweiterte Auflage. Wiesbaden: Springer Vieweg, 2021, ISBN: 978-3-658-33422-2. DOI: 10.1007/978-3-658-33423-9.
- [16] J. Postel, *Transmission Control Protocol*, en. 1981, RFC0793. DOI: 10.17487/rfc0793. Adresse: <https://www.rfc-editor.org/info/rfc0793>.
- [17] W. Eddy, *Transmission Control Protocol (TCP)*. Aug. 2022. DOI: 10.17487/RFC9293. Adresse: <https://datatracker.ietf.org/doc/rfc9293>.
- [18] W. Eddy, *TCP SYN Flooding Attacks and Common Mitigations*. Aug. 2007. DOI: 10.17487/RFC4987. Adresse: <https://datatracker.ietf.org/doc/rfc4987>.
- [19] M. Kerrisk, *The Linux programming interface: a Linux und UNIX system programming handbook*, eng, Ninth printing. San Francisco, CA: No Starch Press, 2018, ISBN: 978-1-59327-220-3.
- [20] *socket(2) - Linux manual page*, man7.org, Accessed: 2026-01-11. Adresse: <https://man7.org/linux/man-pages/man2/socket.2.html>.
- [21] *raw(7) - Linux manual page*, man7.org, Accessed: 2026-01-11. Adresse: <https://man7.org/linux/man-pages/man7/raw.7.html>.
- [22] *address_families(7) - Linux manual page*, man7.org, Accessed: 2026-01-11. Adresse: https://man7.org/linux/man-pages/man7/address_families.7.html.

- [23] S. McCanne und V. Jacobson, „The BSD Packet Filter: A New Architecture for User-level Packet Capture,“ in *USENIX Winter 1993 Conference (USENIX Winter 1993 Conference)*, San Diego, CA: USENIX Association, Jan. 1993. Adresse: <https://www.usenix.org/conference/usenix-winter-1993-conference/bsd-packet-filter-new-architecture-user-level-packet>.
- [24] N. R. Pinnapareddy, „eBPF for high-performance networking and security in cloud-native environments,“ *International Journal of Science and Research Archive*, Jg. 15, Nr. 2, S. 207–225, Mai 2025, ISSN: 25828185. DOI: 10.30574/ijrsra.2025.15.2.1264.
- [25] T. Høiland-Jørgensen, J. D. Brouer, D. Borkmann u. a., „The eXpress data path: fast programmable packet processing in the operating system kernel,“ en, in *Proceedings of the 14th International Conference on emerging Networking EXperiments and Technologies*, Heraklion Greece: ACM, Dez. 2018, S. 54–66, ISBN: 978-1-4503-6080-7. DOI: 10.1145/3281411.3281443. Adresse: <https://dl.acm.org/doi/10.1145/3281411.3281443>.
- [26] M. A. M. Vieira, M. S. Castanho, R. D. G. Pacífico, E. R. S. Santos, E. P. M. C. Júnior und L. F. M. Vieira, „Fast Packet Processing with eBPF and XDP: Concepts, Code, Challenges, and Applications,“ en, *ACM Computing Surveys*, Jg. 53, Nr. 1, S. 1–36, Jan. 2021, ISSN: 0360-0300, 1557-7341. DOI: 10.1145/3371038.
- [27] X. Zhang, X. Shu, L. Chen und R. Xie, „High-Performance Network Firewall Based on XDP,“ in *2024 20th International Conference on Natural Computation, Fuzzy Systems and Knowledge Discovery (ICNC-FSKD)*, Guangzhou, China: IEEE, 2024, S. 1–6, ISBN: 979-8-3503-5632-8. DOI: 10.1109/ICNC-FSKD64080.2024.10702282. Adresse: <https://ieeexplore.ieee.org/document/10702282/>.
- [28] W. Bugden und A. Alahmar, „Rust: The Programming Language for Safety and Performance,“ Nr. arXiv:2206.05503, 2022, arXiv:2206.05503 [cs]. DOI: 10.48550/arXiv.2206.05503. Adresse: <http://arxiv.org/abs/2206.05503>.
- [29] R. Jung, J.-H. Jourdan, R. Krebbers und D. Dreyer, „Safe systems programming in Rust,“ en, *Communications of the ACM*, Jg. 64, Nr. 4, S. 144–152, Apr. 2021, ISSN: 0001-0782, 1557-7317. DOI: 10.1145/3418295.
- [30] en. DOI: 10.1145/3158154. Adresse: <https://dl.acm.org/doi/epdf/10.1145/3158154>.
- [31] C. Cui und H. Xu, „Unleashing the Efficiency of Rust: An Empirical Study of Performance Bugs in Rust Projects,“ in *2025 IEEE 36th International Symposium on Software Reliability Engineering (ISSRE)*, São Paulo, Brazil: IEEE, Okt. 2025, S. 371–381, ISBN: 979-8-3503-9302-6. DOI: 10.1109/ISSRE66568.2025.00045. Adresse: <https://ieeexplore.ieee.org/document/11229568/>.
- [32] A. Silberschatz, P. B. Galvin und G. Gagne, *Operating system concepts*, eng, 10th edition. Hoboken, NJ: Wiley, 2018, ISBN: 978-1-119-32091-3.
- [33] R. H. Arpaci-Dusseau und A. C. Arpaci-Dusseau, *Operating Systems: Three Easy Pieces*, 1.00. Arpaci-Dusseau Books, Aug. 2018.

-
- [34] en. Adresse: <https://go.dev/blog/waza-talk>.
- [35] B. Stroustrup, *The design and evolution of C++*, eng. Reading (Mass.): Addison-Wesley, 1994, ISBN: 978-0-201-54330-8.
- [36] D. Adrian, Z. Durumeric, G. Singh und J. A. Halderman, „Zipper ZMap: Internet-Wide Scanning at 10 Gbps“, en,
- [37] R. Abu Bakar und B. Kijirikul, „Enhancing Network Visibility and Security with Advanced Port Scanning Techniques“, en, *Sensors*, Jg. 23, Nr. 17, S. 7541, Aug. 2023, ISSN: 1424-8220. DOI: 10.3390/s23177541.
- [38] J. M. Pittman, „A Comparative Analysis of Port Scanning Tool Efficacy“, Nr. arXiv:2303.11282, März 2023, arXiv:2303.11282 [cs]. DOI: 10.48550/arXiv.2303.11282. Adresse: <http://arxiv.org/abs/2303.11282>.
- [39] L. Rizzo, „netmap: a novel framework for fast packet I/O“, en,
- [40] R. Taupaani und R. Harwahu, „ZTSCAN: ENHANCING ZERO TRUST RESOURCE DISCOVERY WITH MASSCAN AND NMAP INTEGRATION“, en, *JITK (Jurnal Ilmu Pengetahuan dan Teknologi Komputer)*, Jg. 10, Nr. 4, S. 868–877, Mai 2025, ISSN: 2527-4864. DOI: 10.33480/jitk.v10i4.6628.
- [41] R. Sagramoni, G. Lettieri und G. Procissi, „On the Impact of Memory Safety on Fast Network I/O“, in *2024 IEEE 25th International Conference on High Performance Switching and Routing (HPSR)*, 2024, S. 161–166. DOI: 10.1109/HPSR62440.2024.10635971. Adresse: <https://ieeexplore.ieee.org/document/10635971/>.
- [42] A. Gonzalez, D. Mvondo und Y.-D. Bromberg, „Takeaways of Implementing a Native Rust UDP Tunneling Network Driver in the Linux Kernel“, *Proceedings of the 12th Workshop on Programming Languages and Operating Systems*, 2023. DOI: 10.1145/3623759.3624547.
- [43] S. Moon, „Toward building memory-safe network functions with modest performance overhead“, 2017.
- [44] P. Emmerich, S. Ellmann, F. Bonk u. a., „The Case for Writing Network Drivers in High-Level Programming Languages“, en, in *2019 ACM/IEEE Symposium on Architectures for Networking and Communications Systems (ANCS)*, Cambridge, UK: IEEE, 2019, S. 1–13, ISBN: 978-1-7281-4387-3. DOI: 10.1109/ANCS.2019.8901892. Adresse: <https://ieeexplore.ieee.org/document/8901892/>.
- [45] A. Balasubramanian, M. S. Baranowski, A. Burtsev, A. Panda, Z. Rakamarić und L. Ryzhyk, „System Programming in Rust: Beyond Safety“, *Proceedings of the 16th Workshop on Hot Topics in Operating Systems*, 2017. DOI: 10.1145/3102980.3103006.
- [46] *Systems and software engineering — Systems and software Quality Requirements and Evaluation (SQuaRE) — Product quality model*. Adresse: <https://www.iso.org/obp/ui/#iso:std:iso-iec:25010:ed-2:v1:en>.
- [47] Adresse: <https://docs.rs/tokio/latest/tokio/task/>.
- [48] Adresse: <https://docs.kernel.org/security/siphash.html>.

- [49] en. Adresse: https://docs.ebpf.io/linux/map-type/BPF_MAP_TYPE_PERCPU_ARRAY/.
- [50] en. Adresse: https://docs.ebpf.io/linux/map-type/BPF_MAP_TYPE_RINGBUF/.
- [51] Adresse: <https://github.com/torvalds/linux/commit/9cbc948b5a20c9c054d9631099c0426c16da>
- [52] DOI: 10.1109/IEEESTD.2022.9844436. Adresse: <https://ieeexplore.ieee.org/document/9844436/>.

Eigenständigkeitserklärung

Hiermit versichere ich, dass ich die vorliegende Bachelorarbeit selbstständig und nur unter Verwendung der angegebenen Quellen und Hilfsmittel verfasst habe. Die Arbeit wurde bisher in gleicher oder ähnlicher Form keiner anderen Prüfungsbehörde vorgelegt.

Berlin, den 06.02.2025

Lennard Alexander Dubhorn