

# 北京理工大学

## 本科生毕业设计（论文）

操作系统的驱动隔离改进与实现

Driver Isolation Improvement and  
Implementation for Operating System

学    院： 计算机学院

专    业： 计算机科学与技术

学生姓名： 罗博文

学    号： 1120203276

指导教师： 陆慧梅

2024 年 5 月 30 日

## 原创性声明

本人郑重声明：所呈交的毕业设计（论文），是本人在指导老师的指导下独立进行研究所取得的成果。除文中已经注明引用的内容外，本文不包含任何其他个人或集体已经发表或撰写过的研究成果。对本文的研究做出重要贡献的个人和集体，均已在文中以明确方式标明。特此申明。

本人签名：                    日 期：      年      月      日

## 关于使用授权的声明

本人完全了解北京理工大学有关保管、使用毕业设计（论文）的规定，其中包括：①学校有权保管、并向有关部门送交本毕业设计（论文）的原件与复印件；②学校可以采用影印、缩印或其它复制手段复制并保存本毕业设计（论文）；③学校可允许本毕业设计（论文）被查阅或借阅；④学校可以学术交流为目的，复制赠送和交换本毕业设计（论文）；⑤学校可以公布本毕业设计（论文）的全部或部分内容。

本人签名：                    日 期：      年      月      日

指导老师签名：                日 期：      年      月      日

# 操作系统的驱动隔离改进与实现

## 摘 要

驱动程序漏洞与故障的频发为操作系统安全带来了重大威胁。本文探讨了一种新的安全驱动实现方案。通过使用基于 Rust 语言的内存隔离与保障机制，设计了可用于驱动程序与内核、设备交互的接口，进而使用纯粹的 `safe Rust` 实现了一系列驱动程序。这种安全设计能够有效地减少由开发者引入的漏洞。同时，考虑到模块化与复用性需求，驱动以 Rust 包的形式发布，能够在多种操作系统中简单引入，以提高系统整体的安全性。

为测试其实用性，在 Alien 系统中以隔离域的形式加入该驱动。在操作系统的支持下，驱动能够满足故障隔离，防止硬件故障导致整个系统停止功能；同时，还支持在驱动崩溃发生时自动重新加载，在用户没有感知的情况下恢复正常功能。

为测试其效率，在同样环境下将安全驱动与现有不安全驱动进行测试。结果表明驱动的安全化对性能几乎无负面影响。这证明了使用安全 Rust 代码编写的驱动在功能上可以替换原有驱动，在提升安全性的同时，不会带来性能降低的副作用。

**关键词：**Rust；隔离；驱动；操作系统；安全

## **Driver Isolation Improvement and Implementation for Operating System**

### **Abstract**

The frequent occurrence of driver vulnerabilities and failures poses a major threat to operating system security. In this paper, we explore a new secure driver implementation scheme. By using a memory isolation and safeguard mechanism based on the Rust language, we design interfaces that can be used for drivers to interact with the kernel and devices, and then implement a series of drivers using pure safe Rust. This safe design can effectively reduce the vulnerabilities introduced by developers. At the same time, considering the modularity and reusability requirements, the driver is released in the form of Rust packages, which can be simply introduced in a variety of operating systems to improve the overall security of the system.

In order to test its practicality, the driver is added to the Alien system in the form of an isolated domain. With the support of the operating system, the driver is able to meet the fault isolation to prevent hardware failure from causing the whole system to stop functioning; at the same time, it also supports automatic reloading when the driver crash occurs, restoring the normal functioning without the user's perception.

To test its efficiency, the secured driver is tested against the existing insecure driver in the same environment. The results show that the securitization of the driver has almost no negative impact on performance. This proves that the driver written with secure Rust code can functionally replace the original driver and improve security without the side effect of performance degradation.

**Key Words:** Rust; isolation; driver; OS; safety

## 目 录

摘要 .....	II
Abstract .....	III
第 1 章 引言 .....	1
1.1 研究背景 .....	1
1.2 国内外研究现状 .....	2
1.3 主要工作内容 .....	4
第 2 章 安全接口设计 .....	6
2.1 与系统的交互 .....	6
2.1.1 对系统的依赖 .....	7
2.1.2 向系统提供的功能 .....	7
2.2 与设备的交互 .....	7
2.2.1 内存映射（MMIO）设备寄存器 .....	7
2.2.2 虚拟队列 .....	9
第 3 章 驱动实现 .....	15
3.1 VirtIO 驱动 .....	15
3.1.1 块设备 .....	15
3.1.2 输入设备 .....	16
3.1.3 网卡 .....	17
3.2 Uart16550 驱动 .....	19
第 4 章 在 Alien 中的适配 .....	20
4.1 Alien 结构 .....	20
4.1.1 模块化 .....	20
4.1.2 隔离域 .....	20
4.2 适配 .....	24
第 5 章 测试 .....	26
5.1 功能测试 .....	26
5.2 性能测试 .....	27
5.2.1 块设备 .....	27
第 6 章 总结 .....	29

参考文献 .....	30
致 谢 .....	32

## 第1章 引言

### 1.1 研究背景

操作系统的最初目的是调度硬件资源和促进计算机上多项任务的执行，而现在已经有了长足的发展。随着计算机硬件和软件的不断进步，出现了 Windows 和 Linux 等主流操作系统，其特点是包含了操作系统所需的大部分基本功能。然而，这种功能集成带来了潜在的安全漏洞，因为操作系统中的任何错误都可能导致整个系统崩溃。操作系统中错误的来源多样，可能由于用户的误操作带来负面影响，也可能有恶意攻击者对操作系统或其中的某些部分进行攻击。<sup>[1]</sup>

多用户操作系统的出现要求了操作系统对于用户进行的权限管理和隔离，以避免不同用户之间的相互影响。而多核处理器的出现与多线程操作系统又带来了新的攻击方式、新的安全问题和挑战。操作系统开发人员需要为系统设计管理和访问的权限，如强制访问控制（mandatory access control），并对其进行验证以确保其安全方案是正确的（如使用形式化验证<sup>[2]</sup>），能够满足安全性需求。MAC 架构可以对所有的下属对象（如用户和进程、内存、文件、设备、端口等）。现代处理器使用多特权级管理，把系统分为内核态（ring 0）和用户态（ring 3）。这一方案精细化了隔离的粒度大小，提供了硬件层面的保护机制，在不同特权级的切换之间需要进行权限验证，以此保护在复杂的计算机系统中保护内核和用户应用的正常运行。通常，一个进程无法修改属于更高权限的资源文件。ring0 特权级中的代码将会被视为可信任的。<sup>[3]</sup>

开发安全内核的基本原则是使用经过形式化定义的安全模型，满足完全、强化、安全需求被检验满足<sup>[4]</sup>等条件。之后，该模型需要被正确的使用编程语言实现出来。操作系统在任何计算机系统中都扮演着重要地位，因此任何在其中出现的问题都将会威胁到整个计算机系统和其上运行的所有软件。一个被入侵的应用可能导致另一个设备也被入侵。

在现代操作系统开发中，安全性的重要性日益突出。<sup>[5]</sup>这促使开发人员寻求能最大限度减少操作系统出错的解决方案。在这种情况下，微内核的概念应运而生。微内核方法旨在通过将必要的功能（如文件系统和硬件驱动程序）委托给用户空间程序来简化操作系统本身的复杂性。微内核的主要优势在于该架构可以提供更安全和稳定的操作系统。这种降低复杂性和分离功能的做法降低了开发和维护的难度，同时也减少了出现漏洞的可能性。此外，在用户空间运行操作系统模块可降低其权限，从而减

轻某些类型的攻击。因为只有必要的服务在内核空间中运行，微内核操作系统拥有更小的攻击面，让攻击者更难找到其中的漏洞。并且，一个用户级的进程的崩溃不会影响到整个操作系统，因为微内核只负责管理进程和内存。微内核架构的另一个优势是它使得操作系统更加灵活和模块化。<sup>[6]</sup> 在用户态运行的服务可以更容易的被替换、移除或者重置而不影响系统的其他部分。这令操作系统可定制化，可满足特定需要。微内核的缺点则在于内核态和用户态的分离带来了大量的特权级切换，这使得微内核系统比宏内核更慢，尤其是在对系统调用性能要求高的应用场景当中。<sup>[7]</sup>

现有的操作系统安全解决方案主要依赖于基于硬件的隔离，如 ARM TrustZone。这种方法定义了一个可信区，只有安全性要求高的程序才能在此执行，确保与普通区完全隔离。TrustZone 最初在 ARMv7 发布时提出，并逐渐被加入到芯片中。该处可信区只能被可信的系统和软件读取，其他任何调试方法和硬件访问都会被阻止。对其的访问需要通过密钥验证，密钥被写入芯片中，使得后期的攻击无法成立。用 VMFUNC 切换页表、内存保护密钥、内存标签扩展等硬件隔离技术提供了一些低负载的硬件隔离机制，其负载量与函数调用时的开销相接近。

然而，目前的硬件隔离机制存在一定的局限性。首先，它们需要特定的硬件支持，因此成本较高，而且缺乏通用性。其次，基于硬件方法的实施缺陷可能会带来不易修改的漏洞。并且由于需要其保存通用与扩展寄存器，还要切换栈空间，就算在理想的地址空间切换不耗时时，其与基于 Rust 语言的隔离相比开销仍较大。Rust 语言在实现隔离的同时避免了这两个开销，它的开销与函数调用相同。在实际的应用场景下，Rust 只比 C++ 实现慢 48%。<sup>[8]</sup>

为了解决这些不足，人们正在考虑基于软件的安全隔离解决方案。基于软件的安全隔离解决方案有望提供更大的灵活性和适应性，而且可以在各种硬件平台上实施。这些技术的开发有望提高操作系统的安全性，降低与系统崩溃和漏洞相关的风险。Nooks 提出了隔离域的思想，并给出了一些安全约束，如故障隔离的思想。奇点操作系统开创性地使用一种新的安全语言来开发操作系统内核，带来了编译器保证的系统安全研究方向。目前已有多个项目在开展操作系统层面提高系统隔离性和安全性的尝试，包括 J-Kernel、KaffeOS、红叶操作系统、Theseus OS 和 Asterinas 等。它们旨在通过软件层面的设计和实施、安全编程语言的使用来提高安全性。

## 1.2 国内外研究现状



J-Kernel<sup>[9]</sup> 认为仅靠语言安全不足以保证故障隔离和子系统更换，因此它基于 Java 语言实现了数据传输的接口和代理。其中的每个对象在传递时都会经由一层代理进行包装，并传递一个特殊的引用对象。该引用对象可以调用方法，该系统可以把各个隔离对象进行分割，但是这个过程中需要对非引用而是直接传输的参数进行深拷贝。由于内核的工作常见大量数据的处理传递，这种函数调用时增加的巨大开销是很难接受的。此外，由于其传递的引用没有做可用性检查，因此它的故障隔离是单向的：J-Kernel 可以阻止调用者的崩溃影响到引用对象的创建者，但是当引用对象创建者本身崩溃时，其调用者之后的使用将也会崩溃，并未完全做到故障隔离。

KaffeOS<sup>[10]</sup> 没有使用代理，而是使用了写屏障技术。在 KaffeOS 中存在两种堆对象，分别是私有堆和跨域共享堆。它对于共享堆上的对象设置了称为写屏障的约束，该约束管理所有隔离部分对其的引用与垃圾回收。然而，这个模型的缺陷在于当一个隔离部分在对共享堆上的数据修改到一半却崩溃了时，共享堆上的数据将可能保留在不合法的状态并就这样被其他的隔离部分所读取，此时故障将传递给这个正在执行读取操作的部分。此外，隔离对象也需要在跨域调用的时候进行深拷贝，并且动态检查指针和垃圾回收带来的开销也无法忽视。

奇点操作系统<sup>[11]</sup> 使用了全新的模式来进行故障隔离。它重点使用了编译期即可确定的静态所有权来完成这一目标。类似 KaffeOS，奇点也使用了交换堆和私有堆。它创新地为交换堆用于在各个隔离部分之间传递数据而无需深拷贝。这些约束实现的保证都在于其开发者发明的 Sing# 语言：这种专门为安全隔离 OS 设计的语言使用了多种新颖的静态分析和验证技术，能够满足所有权约束系统。<sup>[12]</sup> 奇点规定了每个交换堆上分配的对象只能拥有单一所有权，没有所有权的域不能对其进行访问。在跨域调用的时候，交换堆上的对象的所有权会被转移到被调用者所在的域。因此，崩溃的域无法影响到其他的部分，它不会让已经存在的引用消失（因为这样的引用根本就不允许被创建），也无法让正在被引用的交换堆对象处在不合法的状态中。此外，所有权的转移实现了零复制拷贝，减少了函数调用时数据传递所带来的开销。移动语义保证了该对象是当前域专有的，因此接受者可以随意对其进行修改。奇点的系统设计严重依赖于其开发的 Sing# 语言，因此难以被广泛使用，但是其思想非常值得参考。

红叶操作系统<sup>[13]</sup> 受到了 J-Kernel、KaffeOS、奇点的启发，使用 Rust 语言原生的所有权系统和内存安全性来执行故障隔离。在数据保存和移动时，使用了 KaffeOS 和奇点的共享堆于私有堆，并且强制规定共享堆上的数据不能拥有可变引用，因此支持

奇点的零拷贝通信。使用了 J-Kernel 的代理技术来规范跨域的函数调用，使用 IDL 来为各个隔离域设计接口。红叶的故障隔离规范并不依赖于 Rust，而是被其独立出来，抽象为隔离规范的集合。在红叶中，跨域执行的函数调用无需进行线程的切换，而是直接把线程移动到了另一个域中。此方法可以减少系统中的线程上下文切换，同时提高了代码的自然性。

Theseus OS<sup>[14]</sup> 是对操作系统模块化和动态更新进行尝试的一个操作系统。它致力于减少各个组件进行交互时所需的状态，对其进行了最小的、明确的定义，并构筑边界使得这些状态不会在运行时被其他组件进行修改。此外，它也使用了 Rust 语言，借助其强大的编译器与机制来确保一些操作系统中的概念正确实现。

Asterinas<sup>[15]</sup> 是一个用 Rust 编写的支持 Linux 适配的操作系统内核，这意味着它可以用于取代 Linux，并伴随着内存安全语言带来的一系列好处。它限制了内核中不安全代码的使用，定义了一个最小的可信代码块（TCB）用于放置必须的不安全代码。该内核的 framekernel 架构将内核划分为 TCB 和剩余部分。其中 TCB 会包装内部的低级代码并对系统其余部分提供高级的交互编程接口，而其余部分则必须完全用安全代码写就，以阻止对内存的不安全操作，减少风险。TCB 和其余部分运行在同一地址空间中，通过函数调用进行交互，因此其效率能做到与宏内核相近。微内核所提供的安全性保证则交由 Rust 编译器在编译期间完成检查。同时 Asterinas 提供了对开发者友好的工具 OSDK，用于把其各个模块的开发过程规范化，提高效率。

受到红叶、Asterinas 等系统的启发，Alien 操作系统的 isolation 版本（以下简称 Alien）尝试实现一个基于 Rust 的安全性开发，在内核中使用多个隔离域封装内核各部分功能以实现故障隔离，使用 TCB 并限制不安全代码的使用以加强内存安全性，支持对各域进行任何时候的动态加载的操作系统。通过探索基于软件的安全隔离方法，本项目旨在为操作系统中的安全设备驱动程序领域做出贡献，并深入探讨与此类解决方案相关的潜在优势和挑战。

### 1.3 主要工作内容

为实现新提出的系统隔离约束，使用全部安全的 Rust 代码所编写的设备驱动是必不可少的。因此，把现有系统驱动和其中所有依赖的包中的不安全代码找出并且移除驱动程序就是本工作的主要内容。通过与设备的官方文档对照，首先可以抽象出驱动与设备交互的方式，这也是驱动需要不安全代码的最主要处。通过寻找这些交互

方式的共性，将所有的交互操作浓缩成寥寥数个所需的系统接口，就能确保交互过程通过接口能全部使用安全的代码实现。

在实现完成接口之后，能够创建出驱动结构的实例。接下来通过查看已有的不安全驱动所提供的功能和接口，尝试把安全驱动的接口和不安全驱动的接口统一。此操作能够降低用户迁移的难度，只需要更换依赖的驱动包就能对所使用的驱动程序进行替换，不需要修改其代码接口和逻辑。

对每个需要安全化的驱动分别进行如上工作，最后所得到的结果就是安全驱动的包。为了测试并且为 **Alien** 提供安全支持，驱动将被加入 **Alien** 中，并且成为其中的一个隔离域。这一步需要把驱动转化为隔离域的形式，以支持更多额外的特性，如崩溃后的故障隔离与透明恢复重启等。通过为驱动配置包装用的系统接口、代理调用域，恢复用的影子域，驱动能够在 **Alien** 中以隔离域的形式正常工作。

通过在多个不同环境下对安全与不安全的驱动进行对比测试，评估安全 **Rust** 代码对驱动性能可能产生的影响以及原因。根据测试的结果，安全驱动有充足的潜力和能力取代现有不安全驱动，其进一步发展空间很大。

## 第 2 章 安全接口设计

为了提高安全性，驱动设计使用了内存安全<sup>[16]</sup>的语言，基于其安全约束重新编写，并且在驱动的代码中没有使用被 Rust 定义为不安全的操作。

Rust 中的不安全操作通常是对于直接以 `usize` 形式展示的内存地址的访问。而这种操作又是驱动程序必不可少的所需操作之一。为了解决这个矛盾，把目光从驱动程序移到了内核 TCB 上。操作系统内核的开发也不可避免的需要用到不安全操作。为了尽可能的减少漏洞出现的可能性，最大化安全性，Alien 只会有一个核心模块 TCB 使用不安全代码，而内核的其他部分则依赖 TCB，（以 `trait` 的形式）使用它提供的接口。那么驱动程序就可以效仿内核，把所需的不安全操作抽象成若干接口，并要求内核来实现这些接口。这样，只需要保证在内核 TCB 中的接口实现是符合语义、安全的，就可以提高安全性了。

这样做的主要好处在于，减小了开发者需要人脑考虑的安全隐患范围。当整个程序都是内存不安全的语言所写时，开发者需要自行确保其代码的安全性。而人脑是难以避免纰漏的。通过把大部分内存安全的检测工作交给 Rust 的编译器来完成，可以极大减少这种人脑产生的纰漏。

工作内容集中体现在，如何把驱动程序所需的所有不安全操作抽象为尽可能少的接口。在这些接口之上，依赖它们使用完全安全的 Rust 编程语言完成驱动程序应有功能的开发。以及在这个过程中，如何保持性能不衰减。对于这些问题，分别使用了对于头文件的交互接口、虚拟队列的交互接口来进行抽象和封装；使用传递引用和提供不同层次的 API 来满足使用者对高性能的需求。

### 2.1 与系统的交互

驱动扮演一个桥梁的角色：它与设备交互，接受设备传来的信息并向设备下达指令；同时它也需要与系统交互，把设备输入传给系统，同时接受系统想要对设备进行操作。

在驱动与系统的交互中，总共需要两种类型的接口，分别是：（1）TCB 向驱动提供的功能，即驱动需要依赖系统的部分。这部分接口允许驱动直接读写某块内存区域，或者获得位于特定内存位置处的数据结构，进行物理、虚拟地址转换等需要操作系统内核帮助才能完成的功能。（2）驱动向系统提供的功能。这部分接口运行系统通过驱动对设备进行操作，包括构建驱动进程、对设备进行设置、操作等。

### 2.1.1 对系统的依赖

为了做到能独立编译，系统向驱动提供依赖的形式以 Rust 编程中常见的 `trait` 来完成。具体地说，系统在尝试创建一个驱动对象时，需要调用其构造函数 `new()`，而这个函数最终则要求传入一个具有某种所需 `trait` 的对象（`Box<dyn VirtIoDeviceIo>`）作为参数。因此驱动的使用者需要编写一个结构体，并为其实现 `VirtIoDeviceIo`。

这个 `trait` 所要求的功能是对一段固定的内存进行读写操作，而这段内存将会被操作系统以某种方式映射到设备地址空间（`mmio`），即与设备的寄存器相对应。对这段内存的操作就相当于对设备进行操作。

同时，构建驱动结构体的时候，还需要传入一个结构作为驱动所需的泛型类型。该结构需要实现 `Hal trait`，这是为了创建虚拟队列，让驱动能够通过虚拟队列与设备交互。虚拟队列相关内容将在 3.1.2 描述。通过 `Hal`，驱动能够要求操作系统内核为其分配一段连续的内存页来放置虚拟队列，并且在正确的地址从 `usize` 形式的位置开始构建出队列，并传给驱动使用。

### 2.1.2 向系统提供的功能

各驱动根据所对应的设备不同，将会为系统提供不同的功能。如块设备就会提供在特定的块进行读和写的功能。此外，所有驱动都会有创建自身和对设备进行设置（如是否接受中断）的功能。

因为驱动的形式是一个结构体，所以提供功能的形式就是公开的方法。使用者可以直接调用驱动结构体所拥有的方法来完成功能。

每个驱动各自拥有的功能将在各自的章节详细描述。

## 2.2 与设备的交互

驱动与 VirtIO 设备的交互通过一段被映射的内存和若干个虚拟队列进行。这些结构都由 VirtIO 的常见组织规定，并且在其文档中描述。

### 2.2.1 内存映射（MMIO）设备寄存器

VirtIO 设备支持两种与操作系统的交互方式：通过 PCI 总线交互与通过虚拟内存映射交互（MMIO）。Alien 中采用了后一种，即把真实的寄存器区域映射到一段内存中。被映射的内存将会连接到设备地址空间，在这里进行的操作相当于对设备寄存器进行操作。这部分由操作系统完成。

所有 VirtIO 设备的地址空间首先会有一个长度为 256 字节的结构，被命名为 `VirtIOHeader`。这个结构中有些寄存器是只读的，有些寄存器是只写的，还有一些是可读可写的。这个结构的作用包括让系统认识到这个设备的类型、使用协议版本、支持的特性、支持的队列数量、设备容量等信息，同时允许系统向设备进行通信，来商定启用的特性、队列数量、队列地址等。这个结构是所有 VirtIO 系列的虚拟设备都会拥有的，其结构也完全相同，是驱动设置区域中通用的一部分。

在 `VirtIOHeader` 之后，是每种设备不同的设置区域。这段区域的作用是对各设备特有的属性进行设置、通信、协商。它的长度和布局并不统一。

此两处区域主要用于对设备进行初始化和设置。在系统认知到虚拟设备后，就将创建其驱动。而任何一个 VirtIO 设备的驱动都需要首先对该区域进行设置，以满足设备的使用需求。该区域的头 4 个字节是表明该处地址段是一个 VirtIO 虚拟设备的映射空间的标识符，又被称为魔数。其值必须为 `0x74726976`，是小端序下对于字符串 "virt" 的编码。驱动只有在认知到这个数之后，才可以把该内存区域当作一个 VirtIO 虚拟设备的设置区域的映射来处理，否则驱动应该拒绝对其执行初始化操作。

在实际使用中，寄存器的布局被使用常量泛型的方法硬编码在了程序中。驱动程序不能直接执行这些不安全操作，因此需要操作系统向驱动提供一个有 `VirtIODeviceIo trait` 的结构。该结构允许驱动从地址空间的起始处按照某个偏移值对内存进行读写操作。在原有的不安全实现中，此处的做法是预先使用 C 风格的内存布局定义好一个设置头的结构体，该结构的空间分布与 VirtIO 设备规定的恰好一致。因此所创建出来的结构可以直接对想要执行操作的部位进行读写操作。对于其中的每一个寄存器，它都使用了一个读写权限的包装结构，用于限制失误导致的对其的非正确访问，如尝试读取一个只写寄存器，或尝试写入一个只读寄存器。被安全化后的驱动中，设置头也有一个结构，但是该结构并没有实际的内存布局，而是以常量泛型的方式记录了每个寄存器的位置对于设置头开头地址的偏移量。该常量泛型会存放在事先定义的读写权限包装结构中。由于常量在 Rust 编译期间会直接被解析并生成为访问正确位置的机器码，因此此方案没有额外的运行时开销。在知道了寄存器相对于设备空间起始位置的偏移量之后，读写权限包装结构所含有的泛型读写函数会使用拥有的常数泛型参数作为向系统申请对特定内存区域进行读写操作时传入的参数。实际被生成出来的代码类似于在函数调用时使用起始地址加偏移量的直接硬编码调用。

至此，完成了对于设置头部分的读写封装，而所需要的接口仅要 4 个：对某一内存区域特定偏移量分别进行 32 位无符号整形、8 位无符号整形的读取和写入。由于目前 Rust 还不允许把含有泛型的函数放在 trait 中作为参数或返回值被动态在函数调用中传递，因此只能使用固定的类型，产生了 8 位和 32 位两种规格但实质相同的接口。如果只使用 8 位无符号整形进行读写也可以完成全部功能，但是这会导致 32 位或 64 位无符号整形的读写需要被对应拆成 4 个或 8 个读写操作，大大减慢了操作速度，因此加入了 32 位无符号整形以保证速度。

至于各设备各自的设置区域，对其的读写结构封装与设置头大体一致。但是由于设置头中储存数据的类型只有 32 位无符号整形，但是在各设备区域中需要的类型多种多样，从 8 位无符号整形到 64 位，还有一些设备需要读写数组，因此对于读写权限结构中内含的数据类型使用了泛型。并对各个可能出现的具体类型需要分别实现不同的读写函数以把读写操作正确地转换为对系统的函数调用。目前需要对共 4 种类型的 3 种读写权限全部进行实现，该部分代码冗余较多而重复性较强，可以使用宏实现。

借由此封装，驱动可以安全的对设备的地址空间进行读写操作而只使用到了安全代码，无需担心对内存地址可能的混淆带来的负面后果。操作系统将要负责检查驱动调用函数时传入的参数是否合法，随后才进行不安全代码的执行。需要被注意的风险面就缩小到了仅仅需要被提供的 4 个函数中。

### 2.2.2 虚拟队列

一个设备可以拥有一个或多个虚拟队列（VirtQueue），虚拟队列的作用是允许驱动向设备发送具体的操作请求，并从设备处接受操作后的结果。一个虚拟队列是唯一一段连续物理页上的三个数据结构，分别是描述符表（Descriptor table），可用环（Avail Ring），已用环（Used Ring）。其中描述符表是由若干个描述符（Descriptor）组成的数组，而每个描述符内含指向一段内存区域的指针、该区域的长度和该区域的属性（设备是否可读写、是否还有下一个描述符，下一个描述符的下标）。每个驱动对设备的操作请求的形式都会是一个描述符组成的链。而具体是什么类型的操作、操作所需的传入参数、所需的放置结果的内存地址，都会放在描述符所指向的区域中。可用环和已用环则是两个使用数组实现的队列，其中分别存放需要设备完成的操作和设备已完成的操作。每个操作都占据数组中恰好一个位置，表现形式是该操作的描述符链的首个节点在描述符表中的下标。

每个虚拟队列的长度都可以由驱动规定，但是不能超过设备所能处理的长度上限。该长度上限存在于设备的设置头中，可以被驱动读取和确认。当驱动准备好想要设置的虚拟队列长度之后，可以通过向设备的设置头中的一个寄存器中先写入想要设置的队列序号，此时设备将会知道现在要处理的是该虚拟队列，随后在另一个寄存器中写入队列长度来通知设备该队列的长度是多少。通过切换队列序号，可以为多个队列用此种方法设置长度。比如网卡设备就可以拥有多个虚拟队列，最少需要两个，分别是接受数据包所用的和发送数据包所用的。

### 2.2.2.1 内存布局

由于 VirtIO 设备规定虚拟队列内的三个结构必须按照特定的偏移布局放置在内存中，因此不能直接使用语言和系统自带的内存分配方法。具体来说，VirtIO 要求每个虚拟队列都被分配在一段连续内存物理页上。

对于每个虚拟队列，其中的描述符表将要被放置在该段内存的起始处。描述符表的总长度计算公式为  $\text{len}(\text{Desc Table}) = 16 \cdot \text{Queue Size}$ ，单位是字节。其中每个描述符长度为 16 个字节，分别由一个 8 字节的地址，4 字节的长度，2 字节的标识和 2 字节的下一个描述符索引构成。描述符表中所有的描述符顺序放置，并不再有其他任何成员。而描述符的个数也就是虚拟队列的长度。因此描述符表的长度就是虚拟队列的长度乘以单个描述符的大小。

在描述符表之后，紧挨着放置可用环。可用环的长度计算公式是  $\text{len}(\text{Avail Ring}) = 2 \cdot \text{Queue Size} + 6$ ，单位也是字节。可用环由三个 16 位无符号整形和一个长度等于队列长度的 16 位无符号整形数组构成。其中三个单独的位置所存放的分别是标识、驱动下一个将要向可用环中写入的下标序号和设备已经承认的驱动发出的请求的下标序号。

在这两个结构都于内存中放置完成之后，将他们一起按照内存页对齐。对齐后的下一个结构的开始地址就成了一个新完整内存页的起始处。通常内存页的大小是 4096 字节，但是这并不绝对，依赖于交互方式 (Transport)。通过向设备设置头中的一个寄存器中写入队列对齐大小，驱动可以通知设备系统所采用的对齐页大小是多少。在这新的一页开头处放置已用环。已用环的大小与可用环的大小计算方法类似，公式为  $\text{len}(\text{Used Ring}) = 8 \cdot \text{Queue Size} + 6$ ，单位也是字节。其中单独的 6 个字节所存放数据与可用环相似，区别仅在于已用环中的数据全部是描述设备已经往其中写入的



设备完成的请求，而不是驱动发起的设备需要完成的请求。队列长度之前的系数从 2 变成了 8，这是因为在已用环的数组中，储存的数据长度从 2 字节变为了 8 字节。

因此，一个虚拟队列所需要的空间至少为 2 个地址连续的物理页，准确的大小计算公式为：

$$\begin{aligned} \text{len}(\text{Virt Queue}) &= \underset{\text{page size}}{\text{align}} (\text{len}(\text{Desc Table}) + \text{len}(\text{Avail Ring})) + \text{len}(\text{Used Ring}) \\ &= \underset{\text{page size}}{\text{align}} (18 \cdot \text{Queue Size} + 6) + 8 \cdot \text{Queue Size} + 6 \end{aligned} \quad (2-1)$$

直接操控内存地址，在特定的位置构建出结构是不安全的。因此，这部分也被移动到了系统 TCB 中完成。具体的方法如代码 2-1 所示，系统将会为驱动提供两个接口：（1）第一个接口允许驱动要求系统按照虚拟队列的内存布局为其分配若干个物理地址连续的内存页，并从该处内存上创建出虚拟队列的结构来。驱动需要自行计算出三个结构分别所在的偏移量，并通过 `QueueLayout` 传递给系统。接口会返回一个 `QueuePage<SIZE>` 结构。通过该结构驱动可以直接获取虚拟队列的可变引用，以直接访问该地址处的内存；（2）第二个接口是实现了 `QueuePage trait` 的结构体需要实现的一个方法，它允许驱动获得最终被使用的虚拟队列结构。

```
pub trait QueuePage<const SIZE: usize>: DevicePage {
    fn queue_ref_mut(&mut self, layout: &QueueLayout) -> QueueMutRef<SIZE>;
}
fn dma_alloc(pages: usize) -> Box<dyn QueuePage<SIZE>>;
```

代码 2-1 虚拟队列接口

这种方式虽然实现了目标需求，但是由于它把虚拟队列内部的结构暴露给了使用者，要求使用者进行配合，因此并非完美。还存在另一种可行方案：对于虚拟队列采用与寄存器映射相同的读写方式，只须提供对特定偏移处的读写功能即可。这种方案需要更多的工作，并且需要操作系统提供的接口数量更多，但是不用把虚拟队列的内部结构暴露给使用者。目前没有选择实现这种方案。

如果把泛型常数用于分配空间的计算中，则可以做到既不向系统暴露具体的虚拟队列内部结构细节，又能够把需要系统提供的接口控制在最小的范围内。但是非常令人遗憾的是 Rust 语言目前并不支持泛型常数参与运算。如果之后的更新能够为 Rust 语言带来这个新特性，那么此处对于虚拟队列空间申请的接口将可以以更优雅的方式实现。

#### 2.2.2.2 描述符表

在虚拟队列被构建出来之后，驱动程序还需要向设置头中写入虚拟队列的相关信息，包括虚拟队列的长度，所启用的特性与所处的物理地址。这是虚拟队列初始化的过程，同时也是对设备初始化中的一环。由于设备与内存设备之间的通信并不通过操作系统，而是直接经过 DMA 总线发送请求，因此操作系统所准备的虚拟地址空间和页表也全部失效。向设备写入的队列地址和请求地址全部都需要是物理地址。鉴于此操作系统还需要为驱动提供一个功能，即把一个虚拟地址转换为物理地址，并允许设备对该地址的访问。

初始化完成之后，驱动就可以使用虚拟队列向设备发送请求，同时设备也可以使用该队列响应请求了。VirtIO 设备的事件逻辑是所有请求都由驱动主动发起，随后由设备响应。因此一次完整的请求流程是：驱动首先在内存中分配出一段空间，向其中填入各个设备所独有的各不相同的请求结构。随后在描述符表中获取一个空闲的描述符，把新分配的该描述符的物理地址通过系统提供的接口转换虚拟地址得到并填入，再写入该描述符的长度。如果驱动想要设备进行的操作需要额外的空间，则还需要更多的描述符参与该次请求。这种情况下所有参与的描述符会形成一个链表结构。如果一个描述符的下一个节点标识被设置为 1，则描述符中指向下一个描述符在描述符表中下标的变量将有意义，设备会依据此不断找到之后的所分配的内存空间。由于分配内存是操作系统层面的工作，设备无法直接分配内存，为了保护内存，设备只会修改在描述符中指向的确定长度的内存。因此，在发出请求分配内存时，就需要事先将设备将会返回给驱动机的响应所存放的空间也提前准备好，并放入某个描述符链上的节点所指向的空间处。最后，对于需要返回一个操作状态的设备来说，还需要一块空间用于存放设备对操作的完成情况，它一般作为描述符表链中的最后一个元素出现。

#### 2.2.2.3 可用环

可用环是只允许驱动写入、设备读取的数据结构。它的功能是为驱动提供通知设备每个请求的描述符链的起始节点位于描述符表中下标位置的手段。借由此结构，驱动为设备指出它所需要完成的请求存放在哪里。而设备则可以从其中读取到所需的信息。

当驱动收到一个请求时，它首先构造好描述符链，随后把链头节点所在描述符表中的下标写入可用环中的下一个可用位置，并根据特性协商情况判断是否发送中断通知设备。

#### 2.2.2.4 已用环

已用环的作用与可用环恰好相反。它只允许设备写入，驱动读取。设备通过这个数据结构通知驱动它所完成的请求的描述符链的起始节点位于描述符表中的哪里。

当设备完成一个驱动通过已用环通知它的请求后，它就会把所完成的那个请求的描述符链链头节点下标写入已用环中的下一个可用位置，并根据特性协商情况判断是否发送中断通知驱动。

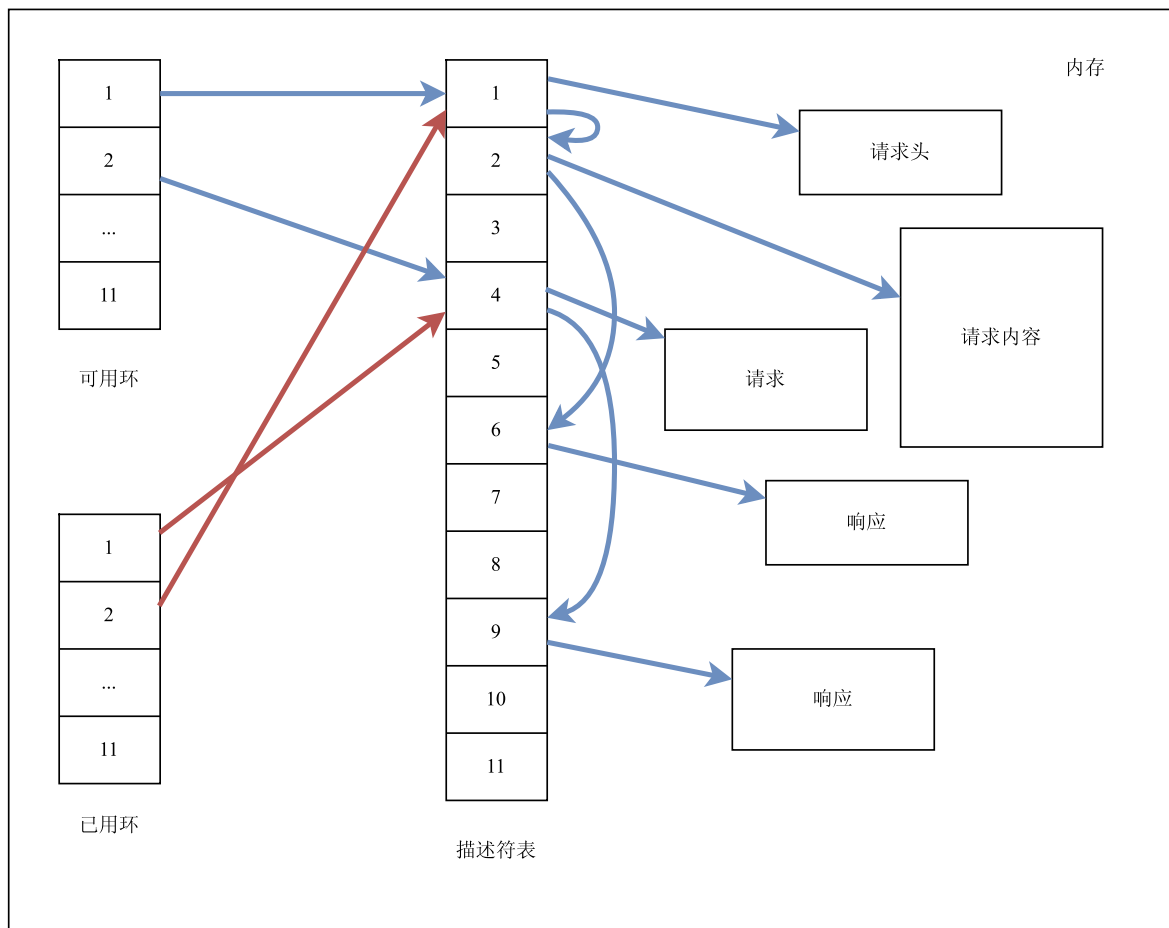


图 2-1 虚拟队列结构

如图 2-1，该图展示了一个可能出现的场景：一个块设备驱动向设备发出了两个请求，分别是：(1) 对某一块的读取，因此共需要三个描述符，中间请求内容是一块用于给设备写入读取结果的缓冲区。该请求的描述符链是  $1 \rightarrow 2 \rightarrow 6$ 。(2) 对某一块的擦除操作，因此共需要两个描述符。描述符链是  $4 \rightarrow 9$ 。图中蓝色箭头是驱动所需

要进行的联系（赋值）操作。随后设备先完成了请求（2），并把该请求的链头下标 4 放入已用环中的第一个位置，随后完成了请求（1）并放入已用环的第二个位置。驱动会把两个请求的执行结果分别相对写入描述符表中 9 和 4 位置所指向的响应内存处。请求和响应的格式都在 VirtIO 的文档中有所规定。如果特性没有协商，设备默认不保证按请求给出的时间顺序进行响应。因此这两个任务的完成顺序可能与给出顺序相反。红色箭头是驱动需要进行的联系（赋值）操作。

## 第3章 驱动实现

### 3.1 VirtIO 驱动

VirtIO 设备<sup>[17]</sup> 是一种专门为虚拟环境设计的虚拟设备。Alien 现阶段在 qemu 模拟器中运行，因此适配了一些 qemu 提供的 VirtIO 设备。包括网卡、输入设备（鼠标、键盘、触摸板等）、块设备（硬盘等）、显示设备、控制台设备。

#### 3.1.1 块设备

块设备是一种用于持久储存数据的 IO 设备，包括硬盘、SD 卡、U 盘等。这种设备提供的最小读写单位是块，因此被称为块设备。对块设备可以进行的操作共有 8 种。每种操作都需要在描述符所指向的地址处放置一个 Request 结构。其中描述了操作的类型、目标块标号和数据存放缓冲区。注意这个结构可以被分开放置于多个描述符指向的地址中。在实际使用中，需要操作的元数据（操作类型、块标号）被放在首个描述符指向的区域中，并把读写操作所需的缓冲区放置在第二个描述符指向的区域中。设备在完成操作后会向驱动返回一个状态值，它将被存放在缓冲区之后的第三个（非读写操作则是第二个）描述符指向的区域中。

块设备支持的特性位展示在下表中：

表 3-1 块设备特性位

位	名称
0	VIRTIO_BLK_F_BARRIER
1	VIRTIO_BLK_F_SIZE_MAX
2	VIRTIO_BLK_F_SEG_MAX
4	VIRTIO_BLK_F_GEOMETRY
5	VIRTIO_BLK_F_RO
6	VIRTIO_BLK_F_BLK_SIZE
7	VIRTIO_BLK_F_SCSI
9	VIRTIO_BLK_F_FLUSH
10	VIRTIO_BLK_F_TOPOLOGY
11	VIRTIO_BLK_F_CONFIG_WCE
13	VIRTIO_BLK_F_DISCARD
14	VIRTIO_BLK_F_WRITE_ZEROES

它有一个称为 requestq 的虚拟队列，用于执行所有操作。块设备的大小固定以 512 字节为一个块。初始化时，需要按如下步骤对块设备进行操作：

1. 从设备处阅读总容量。
2. 如果 `VIRTIO_BLK_F_BLK_SIZE` 特性被协商启用，驱动可以读取到 `blk_size`，用以作为最优的设备块大小。这并不影响协议中的单位大小，它总是 512 位。只是一个影响性能的因素。
3. 检测是否启用了 `VIRTIO_BLK_F_RO` 特性。如果启用，则对设备的所有写操作将会被拒绝。
4. 检测是否启用了 `VIRTIO_BLK_F_TOPOLOGY` 特性。如果启用了，则 `topology` 结构中的字段可以被读取，以决定最优的读写操作物理块长度。这也只影响性能而不影响协议。
5. 如果 `VIRTIO_BLK_F_CONFIG_WCE` 特性被启用，则可以通过 `writeback` 字段读取或设置缓存模式。设为 0 表示通写(Write-through)模式，设为 1 表示写回(Writeback)模式。在设备重置之后，缓存模式可能是以上两种中任一种。在特性协商之后，可以读取该字段来判断到底时哪一种。
6. 如果 `VIRTIO_BLK_F_DISCARD` 特性被启用，`max_discard_sectors` 和 `max_discard_seg` 字段可以被读取，用于决定块设备用的最大折扣区和最大折扣段编号。当操作系统基于对齐进行操作时，可以使用 `discard_sector_alignment` 字段。
7. 如果 `VIRTIO_BLK_F_WRITE_ZEROES` 特性被启用，`max_write_zeroes_sectors` 和 `max_write_zeroes_seg` 字段可以被读取，用于决定块设备驱动使用的最大写入 0 区和最大写入 0 段的编号。

当驱动不会发出 `flush` 请求时，它不应该协商 `VIRTIO_BLK_F_FLUSH` 特性。

块设备的特点是对它的操作是由系统发出、设备接受的。这与 VirtIO 所设计的操作通信模式一致，因此较容易实现。

驱动提供了阻塞式和非阻塞式的接口，使用者可以任选一种使用。非阻塞式是基础的操作方式，也是 VirtIO 设备运行的模式。驱动在发出操作请求之后，可以不时进行查询操作是否完成。如果完成，则接受操作的结果。此外，如果中断特性被协商开启，那么设备在完成操作之后也会发出一个中断来通知系统。

### 3.1.2 输入设备

输入设备是用于接受用户外部输入的设备，包括鼠标、键盘、触摸板等。输入设备的操作类型非常简单，只有一种，就是驱动从设备处接受一个输入事件。这个事件将会含有一些属性，如输入类型（触发了哪个按键），鼠标移动的距离，等。通信方

式是驱动向设备发出一个请求，而当输入设备接受到一个新的用户输入时，就把输入写入到请求中的储存区域，然后返回给驱动。

输入设备无任何支持的特性。

输入设备与之后的网卡，这两个设备与块设备之间有一点不同，就是它们需要处理的事件会包含从设备处发出而系统接受的类型。这种类型与 VirtIO 设备的操作通信模式相异，因此需要一些额外的处理。被选中的解决方案是，从驱动初始化的时候开始，就保持可用环（即驱动向设备发出的请求）始终为满。因此，每当设备接受到一个输入时，总是有可用的请求用于存放输入并返回给驱动（可用请求总数为队列大小）。而系统会定期轮询驱动查询有无新的输入。此时驱动会把一个设备已经完成并返回的操作接受，取出其中的输入传给系统，并继续向可用环中插入新的请求。

### 3.1.3 网卡

网卡是用于通过网络通信（即发送与接受数据包）的设备。驱动在这个过程中要做的事情主要有两件，即收和发数据包。在发送数据包时，驱动从系统处获取想要发送的一个数据包，在其前方加入 VirtIO 网络包的 header，并将其传递给设备处理。在接受数据包时，驱动从设备处获取一个收到的数据包，剥离其开头的 VirtIO 网络包 header，并把内部的内容返回给系统。

网卡设备可以有  $2n + 1 (n \in \mathbb{N}_+)$  个虚拟队列。编号依次为  $0, 1, \dots, 2n$ 。其中前  $n$  个偶数编号的队列为接受队列，前  $n$  个奇数编号的队列为发送队列。第  $2n$  个队列为控制队列。如果 VIRTIO\_NET\_F\_MQ 特性未被协商，则  $n = 1$ 。否则  $n$  由 max\_virtqueue\_pairs 设定。只有当特性 VIRTIO\_NET\_F\_CTRL\_VQ 启用时才存在控制队列。

网卡设备的特性位如下表所示：

表 3-2 网卡设备特性位

位	名称
0	VIRTIO_NET_F_CSUM
1	VIRTIO_NET_F_GUEST_CSUM
2	VIRTIO_NET_F_CTRL_GUEST_OFFLOADS
3	VIRTIO_NET_F_MTU
5	VIRTIO_NET_F_MAC
6	VIRTIO_NET_F_GSO
7	VIRTIO_NET_F_GUEST_TSO4
8	VIRTIO_NET_F_GUEST_TSO6

9	VIRTIO_NET_F_GUEST_ECN
10	VIRTIO_NET_F_GUEST_UFO
11	VIRTIO_NET_F_HOST_TSO4
12	VIRTIO_NET_F_HOST_TSO6
13	VIRTIO_NET_F_HOST_ECN
14	VIRTIO_NET_F_HOST_UFO
15	VIRTIO_NET_F_MRG_RXBUF
16	VIRTIO_NET_F_STATUS
17	VIRTIO_NET_F_CTRL_VQ
18	VIRTIO_NET_F_CTRL_RX
19	VIRTIO_NET_F_CTRL_VLAN
21	VIRTIO_NET_F_GUEST_ANNOUNCE
22	VIRTIO_NET_F_MQ
23	VIRTIO_NET_F_CTRL_MAC_ADDR
41	VIRTIO_NET_F_GUEST_RSC4
42	VIRTIO_NET_F_GUEST_RSC6
61	VIRTIO_NET_F_RSC_EXT
62	VIRTIO_NET_F_STANDBY

当数据包被复制到接收队列中的缓冲区后，最佳的处理方法是禁用接受队列发来的中断通知，并处理数据包，直到处理完所有的包为止，然后在重新启用中断。

数据包中的 `num_buffers` 字段表示该数据包分布在多少个描述符上（包括本描述符）：如果未启用 `VIRTIO_NET_F_MRG_RXBUF`，则该值始终为 1。这样就可以接收大数据包，而无需分配大缓冲区：一个缓冲区放不下的数据包数据可以继续放置在下一个缓冲区中，以此类推。在这种情况下，虚拟队列中至少会有 2 个使用过的 `num_buffers` 缓冲区，设备会将它们串联起来形成一个数据包，其方式类似于将数据包存储在分布于多个描述符的单个缓冲区中。其他缓冲区不会以 `virtio_net_hdr` 结构开头。如果 `num_buffers` 为 1，则整个数据包都放置在此缓冲区中，紧接在 `virtio_net_hdr` 结构之后。如果启用了 `VIRTIO_NET_F_GUEST_CSUM` 特性，则可以设置标志中的 `VIRTIO_NET_HDR_F_DATA_VALID` 位：如果设置了该位，则表示设备已验证了数据包校验和。如果有多个封装协议，则已验证了一级校验和。

网卡与输入设备虽然都有与 `VirtIO` 操作通信模式相异的事件，但它们之间还有不同之处，这是因为输入设备需要接受的是可以直接进行逐字节拷贝（即实现了 `Copy trait`）的基本类型数据，其大小极小（仅 64 位）使得拷贝过程不会影响性能。但是网卡所接受的内容是一整个数据包，其大小可能达到上千字节。如果逐字节拷贝这个



数据，那么对性能的影响将会是不可接受的。因此可行的方案是直接保持数据在内存中的存放位置不变，仅传递指针。在一些情况下，使用者可能想要自行决定网络收发数据包需要放在什么地方（如 *Alien* 中数据包需要跨域进行传递，因此需要被放置在共享堆上）。另外的情况下使用者可能想要开箱即用而不关心数据包实际上存放在哪里。因此向使用者提供了两种不同的驱动：*VirtIONet* 和 *VirtIONetRaw*。从名称上可以看出，后者允许使用者自行对数据包收发分配内存空间，并只需向驱动提供数据包的地址即可；前者则在基础驱动之上进行了更多的封装，提供了直接传入数据包进行发送，接受数据包的功能。当然这会带来一定的性能损失，对性能有追求的使用者应该使用基础的驱动。

### 3.2 Uart16550 驱动

这是一个物理存在的串口设备。与 *VirtIO* 系列的设备不同。因此它的驱动也和 *VirtIO* 设备的驱动分开成了两份代码。串口设备用于在多个设备间进行字节粒度的数据传输。它的通信模式也更加简单：往其某个寄存器中写入数据即是发送，而从某个寄存器中读取数据即是接受。

与 *VirtIO* 设备相同，对寄存器的操作也被归纳成了一个 *trait*，提供按字节对一段内存进行读写的能力。该段内存被映射到设备寄存器上。

## 第 4 章 在 Alien 中的适配

以上的驱动为满足通用性，都完全仅使用 Rust 库中所定义的结构写成，只依赖了一些在官方仓库中存在的包，而没有依赖任何操作系统中的结构。因此保证了该驱动的通用性，能够被多个系统代码级的复用。为验证其在实际操作系统中的可用性，在 Alien 中以隔离域的形式加入这些驱动并测试系统功能。这需要对驱动进行包装，使其满足隔离域的约束，能够与 Alien 系统进行交互。

### 4.1 Alien 结构

Alien 是一个着眼于使用语言机制提高操作系统的健壮性与安全性，并加入多种实验性新功能的微内核操作系统。它使用了多种设计模式和约束。如模块化操作系统各组件、严格的隔离机制、各部分的动态加载与替换。这些新概念的引入使探究下一代操作系统可能的形式变得可行，为用户带来更加优秀的使用体验。

#### 4.1.1 模块化

Alien 采用了微内核的设计，因此可以把文件系统、驱动等部分从内核中独立出来，内核中仅含有必要部分。而在这之上，微内核本身的功能也被划分为内存管理、任务调度、系统调用等多个不同的部分。

在内核中使用模块化的好处与在应用软件中使用模块化的好处一致：内核的各个部分将会高内聚和低耦合。（1）模块之间的分离带来了更小的开发和编译单元，这使得每个单元内部独立的测试会更加容易，减少了出现错误的可能性，同时在出现问题进行调试的时候，也可以快速直观的通过检查穿过接口的数据来对错误进行定位，让开发过程更有效率；（2）让代码各部分的分工更加明确，易于阅读，提高设计和实现的一致性；（3）可以拥有更加细粒度的权限赋予、功能划分。这使得完成某一功能的代码不会被授予需要之外的权限。权限的最小化降低了漏洞和恶意代码带来的风险。

Alien 中被划分出来的各模块包括内存管理、互斥锁、常量与类型定义、系统配置、架构、硬件平台、文件系统、各设备驱动、任务调度器、系统调用、日志等。其中部分模块可以在 [github/os-module](https://github.com/os-module) 中找到。

#### 4.1.2 隔离域

隔离域是 **Alien** 中的一个隔离单位。它将会被独立编译，并且需要满足开发者规定的一些安全性约束，如内存、接口、源码层面的。在 **Alien** 中，大量的模块都被写成了隔离域。而剩下一些无法作为隔离域存在的模块则归入可信代码块（TCB）。

内核中对于隔离域的处理使用了一个加载器模块。同时，为了给隔离域提供它所依赖的功能，还有专门的一个包用于隔离域和内核的交互。隔离域所需的函数有申请可交互结构（在共享堆上分配内存）、读取系统设置、向系统输出日志等，这部分内容由内核核心部分完成并可以被隔离域调用。

此系统设计的目标是，每个隔离域内出现的任何问题都不会影响到系统的其他部分，从而保证系统的健壮性。为了实现这一目标，对于每个隔离域，都需要满足如下约束：

1. 故障隔离：一个隔离域程序出现无法恢复的故障时，内核不会停止运行，而是可以对此情况进行处理。
2. 内存隔离：一个隔离域内不能有指针指向其他隔离域中的对象。这能让系统回收任何一个隔离域时都无需担心其他隔离域受影响。
3. 动态加载：在系统运行时，对于崩溃的隔离域需要进行重启或更换。这需要系统有在运行时加载并使用一个隔离域的能力。

为了满足以上约束，设计了对于接口定义和内存使用的一些机制。

#### 4.1.2.1 交互接口

交互接口是每个隔离域与域外任何部分（包括内核和其他隔离域）进行通信时必须使用的交互方式。在一个普通的操作系统中，各部分之间的交互是通过函数调用实现的。即被依赖的部分实现一个函数，内部完成所需功能，并且把函数的入口暴露出来，允许其他部分在代码中调用这个函数，从而完成功能。这一点在 **Alien** 中也是一样的。但是由于 **Alien** 为每个隔离域额外规定了安全约束，因此系统在进行域和其他部分之间的交互时，不能进行任何可能使安全约束遭到破坏的函数调用。

从具体的安全约束出发，对交互接口的规定为了满足内存隔离约束，需要在跨越域边界进行函数调用时，传递的参数和返回值只含有实现了 `Copy trait` 的类型（这使得该参数的数据可以直接通过逐字节拷贝来复制，而不影响其内容的有效性）或存在于共享堆上。任何存在于某一个域私有堆上的数据都不能通过函数调用的参数或返回值方式穿越域边界。通过这种方式，构造出了能够满足内存隔离的接口要求。

同时为了满足故障隔离，接口的返回值要做好收到错误的准备。因此需要所有的返回值都必须被放置于定义好的类型 `RpcResult<T>` 中。因此在域崩溃而无法返回所需值的时候，调用者可以收到一个错误而不是跟着一起崩溃。这使得隔离域的交互接口同样满足了故障隔离要求。

#### 4.1.2.2 内存隔离

不同部分所使用的内存相互暴露经常带来严重的安全问题。在现代操作系统中，一种常见的保护内存方式是使用虚拟地址空间，当一个用户程序尝试访问不属于它的地址时，操作系统或硬件会检测到这个非法操作并产生错误。而在 **Alien** 中不仅对于用户程序进行了内存隔离，对于内核的部分组成模块也进行了隔离域化，为其带来了内存隔离特性。

每个隔离域都会拥有一个单独的堆作为数据存放位置，它被叫做私有堆。同时，存在一个所有隔离域都可能访问的堆，称为公有堆。任何隔离域都不被允许访问其他隔离域的私有堆，任何可能产生这一后果的行为（如在域交互接口中传递指针或引用、从地址直接构建出指针）都会被编译器拒绝。借由这点，**Alien** 操作系统确保了各个隔离域之间堆内存的独立性。此举带来的好处是，它在任何时候都可以安全的释放一个隔离域所拥有的所有内存，因为没有该隔离域外的指向此处的指针存在，因此把私有堆释放不会带来任何垂悬指针问题。这为域崩溃后的回收和重载提供了基础。

对于有大量数据需要在域之间进行传递的情况，系统提供了一个共享堆用于处理。借助传递指向共享堆上数据的指针，可以实现大量数据的 0 拷贝传递。共享堆上的数据也必须满足对于故障隔离的约束，即当某个域崩溃时，它所遗留下的对象不会对其他任何域产生影响。因此，每个共享堆上的对象都必须满足如下原则：（1）它在任何时刻拥有且只拥有一个所有权域。（2）它不能存在任何形式的可变引用，只能有不可变引用和所有权转移发生。

系统提供了一种独特的类型 `RRef<T>`。它实际上是共享堆中的物体在代码中的对应，该类型相关的 API 也是隔离域被允许使用共享堆的唯一方式。当隔离域尝试构建一个 `RRef<T>` 对象时，系统会在共享堆中分配一块内存，构建出一个 `T` 对象，并记录该对象现在属于哪个隔离域。在跨域进行调用，使用 `RRef<T>` 作为参数或者返回值时，系统会自动的更新该对象的所有权域。当一个域崩溃时，检查它拥有的所有共享堆对象，这些对象此时所有权都在崩溃的域中，并且其他域对它不可能有可变引用，只有不可变引用。因此该对象能够在所有对于它的引用都结束后安全的被释放。如果崩溃

的域正在尝试对其进行修改，那么由于编译器的限制，其他域不可能拥有对它的任何引用。而如果其他的域对其有不可变引用，那么该对象的值不会改变，将会一直维持直到所有的引用消失。这整个过程中对象的值都与此时第一个不可变引用出现时对象的值相一致，满足其他域对其的读取要求。

#### 4.1.2.3 故障隔离

故障隔离的主要特点是，可以在某一个隔离域崩溃时，正常地向内核其他部分返回一个 `Error` 类型的错误，而不是让系统出现无法运行的严重错误。系统随后可以对于该域进行重载等操作。

一个正常程序崩溃可能会有很多原因，但是一个共同点是它将被视为无法靠其自己的逻辑解决此错误。在这种情况下，`rust` 程序在收到崩溃的通知后，会跳转到一个特殊的函数入口，被称为 `panic_handle()`<sup>[18]</sup>。通常情况下，这个函数会打印出崩溃时的调用栈和寄存器信息，供开发人员分析崩溃发生的原因。在 `no_std` 环境中，这个函数需要程序员自己实现，而 `Alien` 对于每个隔离域，都会自动生成一个错误处理函数，它干的事除了打印相关信息之外，还会让处理器跳转回到这次对于隔离域的调用之前的状态，这是通过记录即将进行调用时的寄存器信息并将其在错误处理函数中恢复而实现的。在恢复之后，本来处理器将要执行的程序应该是隔离域内的该函数，但是由于隔离域已崩溃，处理器应该转而执行一个专门返回错误的函数。这样就防止了隔离域的崩溃带来的整体系统崩溃，而能让系统继续运行。

因此调用者可能收到的回复除了正常时候的返回值以外，还可能是一个错误。这通过 `Rust` 语言提供的 `Result` 类型来实现。`Result` 是 `rust` 预定义的一种 `enum` 类型，可以存放正常执行代码后得到的结果或者代码故障产生的错误。通过强制所有域接口都返回一个经过包装过的 `RpcResult<T>` 类型，可以确保隔离域在崩溃时调用者收到合适的返回值，做到故障隔离。

当一个域崩溃后，可能还有一些部分的代码存有该域对象，并且想要使用其完成一些工作。此时由于该对象实际已经不存在并且被回收了，因此对其的任何调用都将是错误的。为了避免这种情况，系统需要在该域被调用的时候进行一次判断，验证其是否正常存在。如果不存在，则得益于上文提到的返回值约束，可以直接向调用者返回一个错误表明域已经崩溃。否则，再把调用请求传递给域让其完成功能。这部分功能通过使用域之外的一层代理来实现。该代理内会引用开发者实际编写的域，任何尝试对域的调用都会通过代理来交互。让代理和原隔离域之间感受不到差异的透明度

主要依靠 Rust 的 `trait` 系统实现。任何域提供的函数接口都是以一个 `trait` 的形式展现,而只要代理实现了这个 `trait`,那么对于调用者来说它的行为就与原隔离域没有区别。调用者不会关注 `trait` 之下是什么结构如何实现的。同时,代理也需要接受域执行一个函数调用的中途可能发生的崩溃并准备好一个返回错误的函数供 `panic_handle` 处理时使用,向调用者返回错误。

#### 4.1.2.4 动态加载

在某个隔离域发生崩溃之后,系统不仅需要能够继续运行,还希望能在调用者没有感知的情况下对崩溃的域进行恢复。这就要求系统具有动态卸载、加载隔离域的能力,同时还需要能够保存某次调用时传入的参数。这样在收到域崩溃的信息时,系统不仅可以选择不直接向调用者返回一个错误,还可以选择重新加载一次崩溃的域或者使用其他功能相同的域对它进行替换,然后再执行之前引起崩溃的那次函数调用,向调用者返回正确的结果。

为了达到这一目标,可以使用一个影子域,它的作用是保存调用时传入的参数并尝试恢复该崩溃的域。<sup>[19]</sup> 由于传入域的参数的所有权在到达代理域的时候就已经被转移了,因此这一工作需要在外部的影子域来完成。通过新的这一层封装,可以实现隔离域的透明故障恢复,同时也可以支持了用户在运行时对某个隔离域进行切换。

为了使各个隔离域能够动态加载和切换,对其他隔离域的依赖不能通过简单的传入一个该域的对象来完成。这是因为当想要替换该作为依赖的域时,使用它的域没有高效的方法得知这一消息并进行替换,因此 `Alien` 使用另一种方案,以使使用者不直接持有被依赖域的对象。使用一个 `BTreeMap` 数据结构存放所有域对象和它的标识。当某个域想要使用另一个域的功能时,只需使用系统给隔离提供的系统调用之一,从标识符从 `BTreeMap` 处获取当前系统中使用的该功能域的具体对象即可。这使得系统的灵活性增加,能够支持动态切换隔离域。

## 4.2 适配

为了在 `Alien` 中新加入一个隔离域来实现驱动功能,首先需要在 `Alien` 中新建一个结构,作为系统的驱动域实体。该结构将会被隔离域传递给系统,系统视此结构为一个驱动程序,而它实际做的工作是在驱动的 Rust 标准结构和 `Alien` 中特有的结构之间提供转化层。该结构将会引用并创建一个经过安全化的标准驱动作为静态对象。系统对设备的操作通过这个结构中介,转发到静态全局变量的驱动中。随后中介结构处

理驱动传递回来的结果并返回给系统。当一个 Alien 特有的结构（如 `RRef<T>`）穿越域边界来到中介结构时，它干的第一件工作是取得该参数内部的实际数据，并把拆装后的实际参数传递给自身所拥有的静态实际驱动。驱动返回的结果通常是直接的返回值或者伴随有驱动内定义的错误类型。代理结构把驱动的错误类型映射为 Alien 系统内的错误类型，如果是存在于共享堆上的数据指针，则还需要用共享堆封装结构 `RRef<T>` 将其保存，随后用隔离域必须有的返回值类型 `RpcResult<T>` 将其包装，最后传递回系统。这个过程提供了安全驱动和 Alien 之间的对接。

通过对驱动的隔离域化包装，Alien 隔离域的故障恢复与动态加载功能都能够被应用在驱动上。这为驱动带来了额外的特性。与驱动直接使用 Alien 中的结构进行编写相比，它的缺点是多了一层函数调用，这会带来额外的开销。但是它的好处是可以将驱动程序与 Alien 完全独立，提高了驱动的通用性。这被认为是非常有意义的工作，可以参与进社区的相互参考、学习、改进过程中，最终推动更优秀的成果出现。因此该方案在驱动与 Alien 的整合形式的取舍中胜出。同时，实际使用时的情形也表明，由于对驱动的操作性能瓶颈通常不在函数的调用时间，增加的开销几乎无法感知。该方案可以作为很好的驱动与操作系统整合的示例。类似的方案可以被用于多个操作系统中。

## 第 5 章 测试

### 5.1 功能测试

对 VirtIO 驱动程序功能的测试分别使用 rCore 所提供的 riscv 架构测试程序的改进版本和 Alien 中进行测试。测试代码已在链接中给出。对于 Uart16550 设备驱动的测试仅在 Alien 中进行测试。

对于不同设备的功能测试方式分别如下：

- **块设备：**对于设备的每一个块，使用一个函数计算出一个对应的均匀分布的数字，对该块的所有字节写入该数字。随后使用一个初始化为 0 的内存空间缓冲区，向其中读取目标块内的数据。如果所读取到的数据与写入的数据完全相同，则说明该块设备驱动的读写操作功能是正确的。
- **网卡：**对于一个被初始化的网卡，它将不断侦听是否收到了包。如果有新收到的包，就会像系统发送中断标志。因此，在 tcp 网络协议栈未启用的情况下，使用 ping 命令向 qemu 模拟器所映射到虚拟机内网卡的端口发送查询命令，开启日志输出并编译后，在 Alien 虚拟机系统中可以观察到收到网络包带来的中断。输出收到的包内容，为所发出的 ping 请求包。在 tcp 网络协议栈启用的情况下，使用 netcat / nc 命令对其进行 tcp 连接的测试，能够看到 nc 输出 tcp 连接成功建立的消息。使用 netcat 发送测试数据"hello"，并在系统中将收到的数据逆序输出，如果观测到虚拟机输出"olleh"，则可以证明驱动程序对网络包的接受和发送功能正确。
- **输入设备：**由于硬件条件限制，对于输入设备只测试了鼠标和键盘的设置。通过在 qemu 的运行指令里启用鼠标和键盘的 VirtIO 设备，可以把宿主机的鼠标和键盘输出传入到虚拟机的设备中。使用同一个驱动程序对此两设备进行测试。在初始化之后，将系统焦点聚集于虚拟机的窗口中，随后进行键盘按键、长按或者鼠标点击、移动、滚轮操作，并启用日志输出。对于所有的输入设备操作均能看到在测试程序中输出了接收到的输入事件，说明输入设备驱动的功能正确。
- **Uart16550 串口设备：**串口设备被用于在 Alien 中与终端进行通信。在没有启用或初始化串口设备时，虚拟机与用户的交互直接经过 qemu 完成。在使用串口之后，系统向串口输出的内容和会在终端呈现，串口收到的内容会被系统检测



到。在初始化串口驱动后使用其输出函数，向终端输出"`uart test`"，结果正确的在终端显示，说明串口驱动正确。

测试的结果，所开发的安全驱动，可以正常操作设备，完成所需的功能。

## 5.2 性能测试

通常认为使用底层的 C 语言的一个优势是其效率更高。而 Rust 的零成本抽象为其带来了与 C/C++ 类似的性能。使用 Rust 仅比 C++ 程序慢 4-8%<sup>[8]</sup>，而不安全的 C 风格 Rust 速度则与 C/C++ 程序相差无几<sup>[13]</sup>。通过对有较高性能需求的块设备驱动的速度测试，可以展现出使用安全代码编写的设备驱动与不安全代码相比性能变化如何。

以下的测试所使用的环境是：

中央处理器 13th Gen Intel(R) Core(TM) i9-13900HX

操作系统 Windows Subsystem for Linux (WSL) 2 Ubuntu 20.04

虚拟机软件 qemu 7.0.0

### 5.2.1 块设备

对块设备的测试采用顺序读写的方式进行。使用的设备大小为 20MB。该设备是一个由 `dd` 命令所创建的文件，每次写入 1MB 的源于 `/dev/zero` 的数据，总共执行数量为 20 次。随后可以在 `qemu` 的运行命令中将该 20MB 的文件作为一个存储设备传递给虚拟机中。测试中分别使用本项目的安全 Rust 实现的驱动和用于对比的使用了不安全代码的设备驱动对其进行总共 200 次全盘读写，并记录每次的时间和速度。最后以此计算出两种不同驱动的平均速度和方差。写入时所使用的数据全部为 `0xFF`，而对于读取时的数据未进行任何初始化。200 次全盘读写会分为 20 次进行，每次会读写十倍于整个设备的数据量。这些操作按照块编号由低到高的顺序被执行，并在超出最大空间之后回到 0 号块继续进行循环。每次读写在开始前后都会读取 `riscv` 架构中用于计时的寄存器，将之相减后能够获知该读写操作总共所花费的时钟周期。由于 `qemu` 中 `riscv` 机器的 `cpu` 频率已知，因此通过计算可以获知该计时时长对应多少现实时间。块的大小通过驱动的查询容量功能获取，而非硬编码在测试程序中，可以应对不同大小的设备的测试需要。计时的区域不包括查询块设备大小所耗费的时间。但是会计入循环语句的时间与对驱动程序提供的功能进行函数调用的时间。最后通过计算每次总读写的数据量与耗时之商，可以获知该次操作的实际吞吐量。驱动所提供的查询容量所返回的单位是块。而一块在 `VirtIO` 块设备的规定中大小为 512 字节，因此该返回值

与一块的存储大小相乘就是整个设备的容量。为了保证测试结果的精确性，在进行测试时，不对测试机器进行任何其他操作以避免有程序与 qemu 抢占 CPU 从而导致测试结果不准确。为提高计算精度，所有数值都被转化为 64 位浮点数进行运算。每次单次测试出来的结果将会被存入一个数组中，此操作不会被计入所耗费时间。在所有次测试都结束后，对于所获得的每次速度数组，可以进行求平均与求方差的操作，以此减小测例结果中的误差，增大可信度。方差被用于说明设备驱动的运行速度稳定性。

测试所得的原始数据可以在此链接处查看，测试所用代码分别在 github 代码仓库下的 `svdrivers/qemu` 和 `virtio-drivers/example/riscv` 文件夹中。测试的结果如下表：

表 5-1 块设备读写性能

操作类型	安全代码		不安全代码	
	平均速度	方差	平均速度	方差
读	19.86MB/s	0.027	19.87MB/s	0.086
写	18.04MB/s	0.129	17.40MB/s	0.038

从如上数据中可以看出，使用安全代码实现的 VirtIO 块设备驱动相比于不安全的设备驱动，在顺序读取操作上速度相差无几，而在顺序写入时，其速度甚至比不安全的实现快了 3.6%。

写操作普遍比读操作缓慢，但是差距并不大，只有约 2MB/s 的差距。读和写操作都接近一个上限，即 20MB/s。这个速度很可能是在虚拟环境中使用单处理器对块设备进行读写的速度上限。安全驱动和不安全驱动均接近这个上限，表明在现有应用场景中驱动的性能并没有成为操作的瓶颈。

这些数据说明了在块设备驱动这方面，使用不安全代码并没有显著的速度优势。因此可以放心的使用安全的设备驱动，而不需要担心其可能对性能造成的影响。

## 第 6 章 总结

本文详细讲述了如何完全使用安全的 Rust 语言开发一个设备驱动，并为读者提供了可直接使用的 Rust 包。通过这些安全驱动作为隔离域加入到 Alien 系统中，并对其性能进行全面测试，展示了取代现有不安全驱动的巨大潜力。这项工作不仅为 Alien 系统的组成部分开发提供了宝贵的实践经验，还为通过语言机制加强操作系统安全的研究提供了重要的探索。

通过本项目，可以看到使用 Rust 语言在设备驱动开发中的优势和潜力。然而，尽管本项目已经取得了显著的成果，但其仍然没有涵盖设备所有的特性，这为进一步的完善提供了广阔的空间。鼓励在本项目的基础上继续努力，将更多设备的驱动程序重写为安全代码。这将有助于推动设备驱动领域的安全性和可靠性，并为其他研究者和开发者提供宝贵的参考。

值得一提的是，Rust for Linux 项目正在逐步将 Rust 语言引入 Linux 内核中，以取代传统的 C/C++ 语言。借鉴该项目的经验，可以考虑将使用 Rust 编写的安全驱动作为 Linux 内核的可选项加以引入。这样的探索将进一步提升系统的安全性，并促进安全编程实践的普及和应用。

综上所述，本文所介绍的基于安全的 Rust 语言的设备驱动开发方法为 Alien 系统的发展和操作系统安全研究的进一步推进做出了重要贡献。相信这一工作将为基于语言机制的操作系统安全领域的研究者和开发者带来新的启示和方向，并为未来的研究和应用提供有力支持。

## 参考文献

- [1] TRENT JAEGER. The Evolution of Secure Operating Systems[EB/OL]. <https://www.cse.psu.edu/~trj1/cse543-f18/slides/cse543-secure-os.pdf>.
- [2] GERWIN KLEIN, KEVIN ELPHINSTONE, GERNOT HEISER, 等. seL4: Formal Verification of an OS Kernel[J/OL]. SOSP '09: Proceedings of the ACM SIGOPS 22nd symposium on Operating systems principles, 2009: 207-220. DOI:10.1145/1629575.1629596.
- [3] CUI-QING YANG. operating system security and secure operating systems[M/OL]. 1.4b 本. (2003-01). <https://www.giac.org/paper/gsec/2776/operating-system-security-secure-operating-systems/104723>.
- [4] 徐锡健. 微内核操作系统安全性的形式化研究[D]. 2018.
- [5] 颜跃进, 秦莹, 孔金珠, 等. 操作系统设备驱动可靠性研究综述[J]. 计算机工程与科学, 2009, 31(5).
- [6] 易佳佳. 面向微内核的操作系统构建技术研究[D/OL]. 2022. DOI:10.27005/d.cnki.gdzku.2022.000404.
- [7] Microkernel in Operating Systems[EB/OL]. (2023-06-25). <https://www.geeksforgeeks.org/microkernel-in-operating-systems/>.
- [8] ZHAOFENG LI, TIANJIAO HUANG, VIKRAM NARAYANAN, 等. Understanding the Overheads of Hardware and Language-Based IPC Mechanisms[J/OL]. PLOS '21: Proceedings of the 11th Workshop on Programming Languages and Operating Systems, 2021: 53-61. DOI:10.1145/3477113.3487275.
- [9] EICKEN, CHI-CHAO CHANG, GRZEGORZ CZAJKOWSKI, 等. J-Kernel: A Capability-Based Operating System for Java[J/OL]. Secure Internet Programming: Security Issues for Mobile and Distributed Objects, 1999: 369-393. DOI:10.5555/380171.380202.
- [10] GODMAR BACK, WILSON C. HSIEH. The KaffeOS Java runtime system[J/OL]. ACM Transactions on Programming Languages and Systems, 2005, 27(4): 583-630. DOI:10.1145/1075382.1075383.

- [11] GALEN C. HUNT, JAMES R. LARUS. Singularity: rethinking the software stack[J/OL]. ACM SIGOPS Operating Systems Review, 2007, 41(2): 37-49. DOI:10.1145/1243418.1243424.
- [12] MANUEL FÄHNDRICH, MARK AIKEN, CHRIS HAWBLITZEL, 等. Language support for fast and reliable message-based communication in singularity OS[J/OL]. ACM SIGOPS Operating Systems Review, 2006, 40(4): 177-190. DOI:10.1145/1218063.1217953.
- [13] VIKRAM NARAYANAN, TIANJIAO HUANG, DAVID DETWEILER, 等. RedLeaf: Isolation and Communication in a Safe Operating System[J/OL]. 14th USENIX Symposium on Operating Systems Design and Implementation (OSDI 20), 2020: 21-39. <https://www.usenix.org/conference/osdi20/presentation/narayanan-vikram>.
- [14] KEVIN BOOS, NAMITHA LIYANAGE, RAMLA IJAZ, 等. Theseus: an Experiment in Operating System Structure and State Management[J/OL]. 14th USENIX Symposium on Operating Systems Design and Implementation (OSDI 20), 2020: 1-19. <https://www.usenix.org/conference/osdi20/presentation/boos>.
- [15] The Asterinas Book[EB/OL]. <https://asterinas.github.io/book/>.
- [16] STEVE KLABNIK, CAROL NICHOLS. The Rust Programming Language[M]. No Starch Press, 2019.
- [17] Virtual I/O Device (VIRTIO)[EB/OL]. 1.1 本. (2018-12-20). <https://docs.oasis-open.org/virtio/virtio/v1.1/virtio-v1.1.html>.
- [18] The Embedded Rust Book[M/OL]. <https://docs.rust-embedded.org/book/start/panicking.html>.
- [19] MICHAEL M. SWIFT, MUTHUKARUPPAN ANNAMALAI, BRIAN N. BERSHAD, 等. Recovering device drivers[J/OL]. ACM Transactions on Computer Systems, 2006, 24(4): 333-360. DOI:10.1145/1189256.1189257.

## 致 谢

值此论文完成之际，首先向我的导师陆慧梅老师、向勇老师、吴竞邦老师致以最尊敬的谢意。没有他们长期对我的指点、督促及实验环境上的帮助，就没有本文中的成果。

其次我要感谢陈林峰学长对我的帮助。他是 Alien 系统的主要开发者，为我的毕业设计提供了工作的方向，并且在我的研究过程中为我提供了环境配置、Alien 系统相关等多方面的帮助。

我还要感谢北京理工大学的众多教师和同学、同一实验室的同学和校外的众多好友。经过和他们的学习、答疑和讨论，我才能够达到现在的水平。

最后也要感谢我的父母养育我长大并供我上学，感谢北京理工大学为我提供学习的平台。感谢 Rust 编程语言、qemu 模拟器、VirtIO 虚拟设备以及许许多多的开发者，他们的工作是本项目的基础。感谢 VSCode 编辑器、Typst 排版系统为我的开发、论文撰写过程带来了极大的便利。