

# Glenda 内核设计手册

徐泽逸 汪子昊

## 1 摘要

该文档将对我们设计的 Glenda 作详细的介绍。

Glenda 是一款使用 Rust 从零开发的、面向 RISC-V (rv64gc) 平台、分为宏内核与微内核两个版本的小型操作系统，宏内核的设计参考了 Plan9, Linux 和 xv6 的经典实现，微内核的内核部分则主要参考了 seL4 的设计，用户服务部分参照了一部分 Plan9 的设计，同时我们也加入了一系列新的设计理念。

在这篇文档中，我们通过源代码讲解的方式来详细阐释我们的设计思路。同时，针对各个模块的实现，我们给出了充足的测试用例来证明其正确性。

Glenda 目前经历了近 400 次修改（以 commit 数计），总代码量：

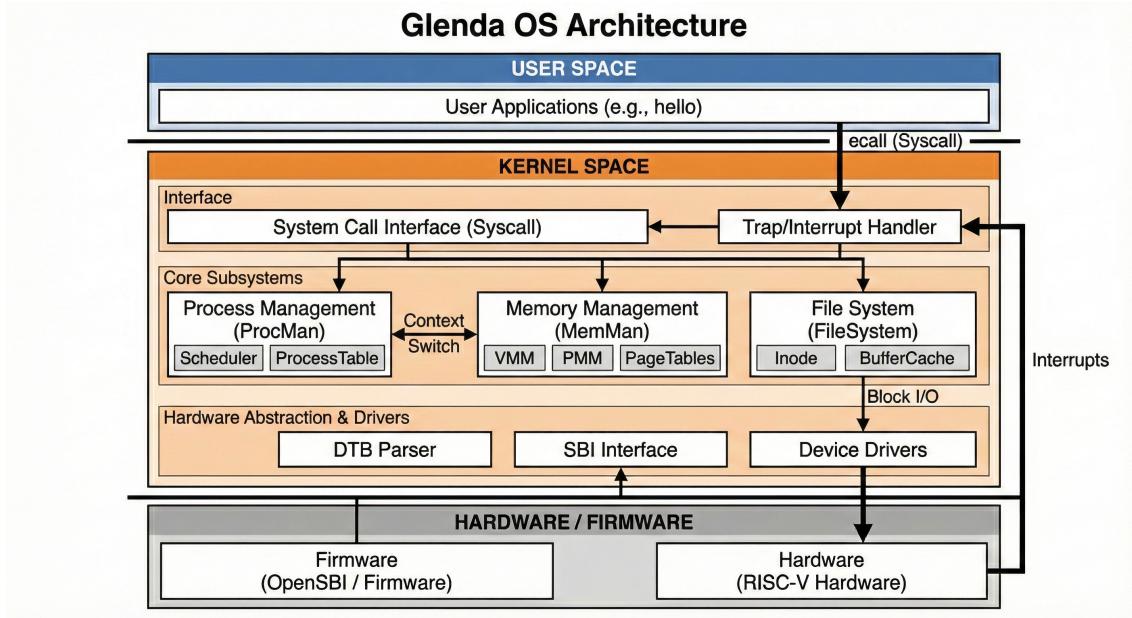
- 宏内核版本：约 6000 余行
- 微内核版本：内核部分约4000余行，服务部分约1000余行

截至 1 月 2 日，我们的系统完成情况如下所示：

分支名	完成内容
lab1	内核的基本输出功能和硬件解析，包括 UART 驱动、Printk 打印以及设备树解析器
lab2	物理内存分配器和基于页表的虚拟内存管理
lab3	中断处理机制，包括陷阱初始化、UART 中断处理以及时钟中断
lab4	进程管理模块，实现了基本的系统调用接口，并支持用户模式程序的加载与运行
lab5	实现了 mmap 内存映射系统调用，以及内核与用户空间之间的拷贝函数
lab6	实现了进程调度器和上下文切换逻辑，结合时钟中断实现了基本的多进程并发运行
lab7	引入了 VirtIO 块设备驱动，实现了缓冲区缓存和位图分配器
lab8	实现了文件系统的核心抽象，包括索引节点层、目录项缓存和路径解析逻辑
lab9	完善了进程生命周期管理以及用户态的文件系统调用接口，整合所有模块
microkernel	Glenda 的微内核实现

# Glenda 总览

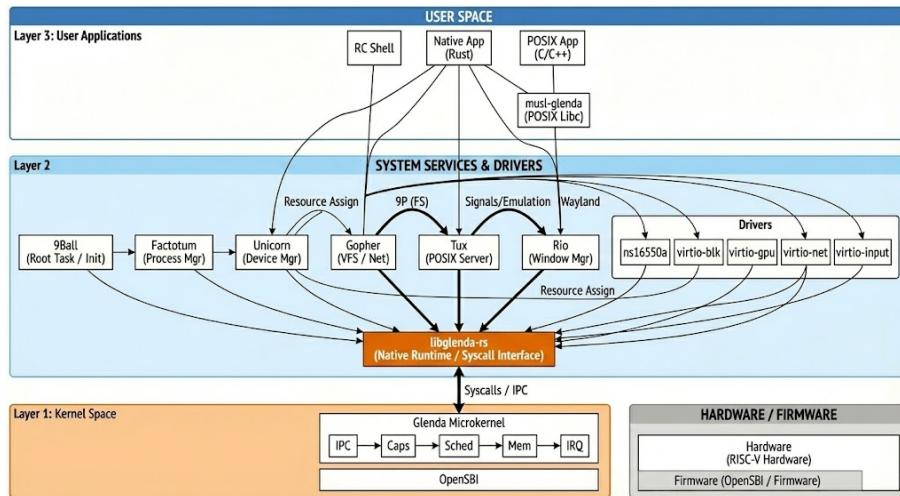
## Glenda 宏内核总览



Glenda 通过 Rust 语言的 Module 机制和文件目录结构来实现分层设计。大体上，Glenda 的内核架构分为：

- Boot 与初始化模块: kernel/src/asm, kernel/src/init
- 中断与异常处理模块: kernel/src/irq, kernel/src/asm/vector.S
- 内存管理模块: kernel/src/mem
- 进程调度模块: kernel/src/proc
- 文件系统模块: kernel/src/fs, kernel/src/drivers

## Glenda 微内核总览



Glenda 微内核版本与宏内核版本共用了部分模块，在此基础上新增了能力系统模块与 IPC 模块，将设备中断与异常处理模块分离，删除了文件系统模块以符合微内核的设计原则。差异部分如下：

- 能力系统模块: kernel/src/cap

- IPC通信模块: kernel/src/ipc
- 中断处理模块: kernel/src/irq
- 异常处理模块: kernel/src/trap

为了构建一个功能完备的操作系统，在用户空间使用Rust编写了系统底层库libglenda-rs，并使用该库设计并开发了一系列的系统服务用于提供各种功能，例如：

- 引导程序 9ball: service/9ball
- 系统资源与任务管理器 Factotum: service/factotum
- 设备管理器 Unicorn: service/unicorn
- 命名空间服务器 Gopher: WIP
- 显示管理器 Rio: WIP
- POSIX 服务器 Tux: WIP
- Shell RC: WIP
- Linux兼容层 LINE: WIP

## 创新点

Glenda 在完成了一个 OS 所必备的基本功能的基础上，还进行了一系列创新：

### 宏内核版本：

- 实现了基于位图的调度器，能够在  $O(1)$  时间复杂度内查找到可运行进程，提高了调度效率
- 利用 Rust 的所有权机制和类型系统来增强内核的安全性
- 为 UART 模块引入了 Unicode 支持，支持 Emoji 与多语言处理
- 实现了 COW 策略
- 实现了类似 UNIX 下的多级索引文件结构
- 实现了 DTB 探测与解析，不需要硬编码硬件，增加了内核的可移植性
- 提供了一个初步的 shell 环境，并实现了 Lisp 解释器/文本编辑器等应用

### 微内核版本：

- 采用类似seL4的设计，实现了基于能力的强隔离微内核架构，为用户态服务调用内核资源提供了安全的调用方法，通过继承能力树提供了完备的授权/撤销机制
- 遵照微内核设计，在内核中只实现必要的机制，将策略转交给用户态程序实现
- 实现了队列调度器，使用基于优先级的抢占式调度算法
- 将异常处理从内核中分离出来，抽象为能力交给用户空间处理，便于实现更加灵活的机制，例如：COW 策略，调试器
- 将设备中断处理从内核中分离出来，抽象为能力交给用户空间的驱动程序处理，便于驱动程序的开发与在不同平台上的移植。
- 将所有的系统调用统一为对能力的调用，通过能力空间机制提供严格的权限控制
- 利用 Rust 的所有权与生命周期机制增强内核的安全性，实现资源的及时回收
- 在 libglenda-rs 中引入 buddy system 内存分配器作为默认的内存分配实现，提高了资源利用率
- 在 Gopher 中采用了类似 Plan9 的命名空间机制而不是传统的VFS，融合了网络栈，遵照了“一切皆文件”的设计理念，提供了更高的灵活性

- 在 Rio 中采用 Wayland 显示协议，与现代技术栈接轨，减少开发和移植难度
- 实现 LINE 兼容层，利用内核提供的异常处理能力机制直接捕获 Linux 二进制的系统调用，从而实现对 Linux 二进制的兼容
- 将所有的用户空间程序打包进入单独的镜像中，以 initrd 传入内核，用于支持核心服务的启动
- 通过能力机制，配合 IB/RDMA 等技术，实现集群内部的内存/计算/设备资源共享

## 运行方法

Glenda 使用了自制的 xtask 实现，将构建系统、磁盘镜像生成器与测试编排工具打包成了一个可以由 Cargo 驱动的工具，使得无需安装额外的非标准工具即可构建出带有预置数据的可启动镜像成为可能。

微内核版本的 xtask 新增了使用 config.toml 文件以自动化构建服务并打包到镜像中，以 initrd 的格式传入 QEMU

Glenda 的 xtask 有以下功能：

```

Finished `dev` profile [unoptimized + debuginfo] target(s) in 0.08s
Running `target/debug/xtask`
Glenda Build System

Usage: xtask [OPTIONS] <COMMAND>

Commands:
  build      Build the kernel
  run        Build then boot the kernel in QEMU
  test       Run kernel tests
  gdb        Start QEMU paused and wait for GDB
  objdump   Disassemble the kernel ELF
  size       Show section sizes
  mkfs       Generate disk.img
  help       Print this message or the help of the given subcommand(s)

Options:
  --release
  --features [<FEATURES>...]
  -h, --help           Print help
  -V, --version        Print version

```

- build：构建项目
- run：使用 QEMU 运行内核，可以用 `-cpus` 来修改启动 hart 数量（最大为 8， 默认为 4），用 `-mem` 来修改启动内存（默认 512MB）
- test：运行内核的测试点（参数同 run）
- gdb：使用 GDB/LLDB 远程调试内核
- mkfs：生成磁盘镜像
- `--release`：启用编译优化
- `--features`：启用额外特性（例如 Unicode 支持）
- `--config`：指定构建服务的配置文件（微内核专属）

### 1 运行测试命令

```
GLENDNA_RICH_MKFS=1 cargo xtask test
```

### 2 运行内核命令

```
cargo xtask run
```

# 第 1 章

## Boot 模块

### 功能介绍

boot 模块主要涉及 kernel/src/asm 中的汇编启动代码和 kernel/src/main.rs 中的 Rust 入口函数。用于完成系统的底层环境搭建、内核启动以及各个子系统的初始化工作

### 实现分析

在 Glenda 的启动流程中，系统上电后首先由 OpenSBI (M 模式) 接管硬件，完成基础硬件初始化后，跳转到 S 模式下的内核入口地址 0x80200000 (由 kernel/src/linker.ld 定义)

#### 1 汇编入口

内核的执行始于 \_start 标签。该汇编程序的主要任务是为当前 CPU Hart 分配启动栈。考虑到多核启动的安全性，Glenda 预定义了最大启动核心数为 8，汇编代码会首先检查当前 hartid 是否在有效范围内 (0-7)，如果合法，它会根据 hartid 计算出每个核心在 .bss 段中预留的 boot\_stack 的偏移位置，设置好栈指针 sp；若 hartid 超过限制，则会将其栈指针重定向至安全区域以防止内存越界。然后通过 tail glenda\_main 跳转到 Rust 语言编写的内核主函数。

```
.section .text.start
.globl _start
.globl secondary_start

.equ BOOT_STACK_SIZE, 65536 // 64KB 启动栈
.equ MAX_BOOT_HARTS, 8      // 最多 8 个 hart 并发启动

.macro HART_ENTRY
    csrw sie, zero
    la    t1, boot_stack_top
    li    t2, BOOT_STACK_SIZE
    li    t3, MAX_BOOT_HARTS
    mv    tp, a0           // 保存 hartid 到 tp 寄存器
    bgeu a0, t3, 1f
    mul   t2, t2, a0
    sub   sp, t1, t2
    j     2f
1:
    mv    sp, t1
2:
    tail glenda_main
.endm

_start:
    HART_ENTRY

secondary_start:
    HART_ENTRY

.section .bss
.align 16
boot_stack:
    .space BOOT_STACK_SIZE * MAX_BOOT_HARTS
boot_stack_top:
```

## 2 内核主函数

glenda\_main 函数是内核的高级语言入口。根据 RISC-V Linux Kernel Boot Requirements<sup>[1]</sup>，它接收 hartid 和设备树指针 dtb 作为参数，并调用 init 函数进行系统初始化。

## 3 系统初始化

初始化过程使用了 spin::Once 保证全局资源只被初始化一次，同时兼顾了多核启动的同步：

Glenda 由第一个竞争到的 CPU 核心负责初始化设备树 (DTB)、UART 驱动、物理内存管理 (PMEM)、全局中断控制器 (IRQ)、文件系统 (VirtIO/Buffer) 等共享资源。

同时，所有核心都会执行 irq::init\_hart 来开启本地中断、vm::switch\_to\_kernel 来加载内核页表，以及 hart::init 来初始化每个核心的私有数据结构。

```
#[unsafe(no_mangle)]
pub extern "C" fn glenda_main(hartid: usize, dtb: *const u8) -> ! {
    init(hartid, dtb);

    #[cfg(feature = "tests")]
    {
        tests::test(hartid);
    }

    if hartid == 0 {
        // Enter kernel shell on boot
        shell::run();
    }

    printk!("{}Hart{}{}Entering main loop{}\n", ANSI_BLUE, hartid, ANSI_RESET);
    loop {
        wfi();
    }
}
```

## 4 测试

在完成了所有的初始化后，每个 cpu 都会打印一条消息表明成功启动：

```
All tests completed across 4 harts
VM: Hart 2 switched to kernel page table
VM: Hart 3 switched to kernel page table
VM: Hart 1 switched to kernel page table
VM: Hart 0 switched to kernel page table
Hart 2 entering main loop
Hart 1 entering main loop
Hart 3 entering main loop
```

# 第 2 章

## 中断处理模块

### 功能介绍

中断是系统实现用户接口和硬件访问的重要工具，当中断或异常发生时，处理器会暂停当前正在执行的任务，保存其状态，并跳转到专门的中断处理程序来处理这些事件。这种机制确保了系统的稳定性和安全性。在 Glenda 中，中断模块位于 `kernel/src/irq/trap` 中。

### 中断处理的过程

中断处理中，Glenda 分为 `kernel` 态和 `user` 态分别处理。

核心处理函数分别为 `trap_kernel_handler`（处理内核态中断/异常）和 `trap_user_handler`（处理用户态陷阱）。此外，还有 `kernel_vector` 和 `user_vector`（位于 `trampoline.S`）这两个汇编入口函数，分别用于保存/恢复 CPU 状态并跳转到相应的 Rust 处理逻辑。

#### 1 M 模式下的中断处理

在 Glenda 中，M 模式下的中断处理主要通过 `vector.S` 中的 `timer_vector` 处理时钟中断。

OpenSBI 或类似的固件引导后，时钟中断会触发 M 模式下的陷阱。`timer_vector` 会更新 `mtimecmp` 以设置下一次时钟触发时间，并触发一个 S 模式的软件中断 (SSIP)，从而将时钟事件转发给 S 模式内核处理。

#### 2 S 模式下的中断处理

S 模式下的中断处理根据来源有所不同，由 `stvec` 寄存器指向不同的入口地址：

##### 内核态陷阱：

- 当内核代码执行过程中发生中断或异常，CPU 跳转到 `kernel_vector`，它将所有通用寄存器保存到内核栈上，然后调用 `trap_kernel_handler(ctx: &mut TrapContext)`。`trap_kernel_handler` 根据 `scause` 分发处理。

```
/// S-mode 陷阱处理函数
/// 在 kernel_vector 汇编代码中被调用
/// # 参数
/// - `ctx`：指向栈上保存的寄存器上下文的指针
#[unsafe(no_mangle)]
pub extern "C" fn trap_kernel_handler(ctx: &mut TrapContext) {
    interrupt::enter();
    let sc = scause::read();
    let epc = sepc::read();
    let tval = stval::read();
    let sstatus_bits = sstatus::read().bits();

    match sc.cause() {
        Trap::Exception(e) => {
            exception_handler(e, epc, tval, sstatus_bits, ctx);
        }
        Trap::Interrupt(i) => {
            interrupt_handler(i, epc, tval, sstatus_bits, ctx);
        }
    }
    interrupt::exit();
}
```

- 异常：通过 exception\_handler 处理，如缺页异常，则调用 ustack\_grow 处理用户栈增长或打印错误信息并 Panic。

```

/// 处理异常情况
fn exception_handler(
    e: usize,
    epc: usize,
    tval: usize,
    sstatus_bits: usize,
    ctx: &mut TrapContext,
) {
    // 8: Environment call from U-mode
    if e == 8 {
        user::syscall_handler(ctx);
        unsafe {
            sepc::write(epc.wrapping_add(4));
        }
        return;
    }

    // 13: Load Page Fault, 15: Store/AMO Page Fault
    if e == 13 || e == 15 {
        let p = proc::current_proc();
        if p.ustack_grow(tval).is_ok() {
            return;
        }
    }
    printk!(
        "{}TRAP(Exception){}:code={}({});epc=0x{:x},tval=0x{:x},
        sstatus=0x{:x}\n",
        ANSI_RED,
        ANSI_RESET,
        e,
        EXCEPTION_INFO.get(e).unwrap_or(&"Unknown Exception"),
        epc,
        tval,
        sstatus_bits
    );
    panic!("Kernel panic due to exception");
}

```

- 中断：通过 interrupt\_handler 处理，包括 S 模式时钟中断[见后文]（调用 timer::update 和

`scheduler::yield_proc`、外部中断（PLIC，处理 UART 和 VirtIO）等。

```
1 // 处理中断情况
2 fn interrupt_handler(
3     e: usize,
4     epc: usize,
5     tval: usize,
6     sstatus_bits: usize,
7     _ctx: &mut TrapContext,
8 ) {
9     match e {
10         9 => external_handler(),
11         // S-mode timer interrupt
12         5 => timer_handler_stip(sstatus_bits),
13         // S-mode software interrupt
14         1 => timer_handler_ssip(sstatus_bits),
15         _ => {
16             printk!(
17                 "\{}TRAP(Interrupt)\{}:{}\{}code={}{}\{};{}\{}epc=0x{}\{}{:x}\",
18                 tval=0x{}\{}{:x}\", sstatus=0x{}\{}{:x}\n",
19                 ANSI_YELLOW,
20                 ANSI_RESET,
21                 e,
22                 INTERRUPT_INFO.get(e).unwrap_or(&"Unknown\{}Interrupt"),
23                 epc,
24                 tval,
25                 sstatus_bits
26             );
27         }
28     }
29 }
```

## 用户态陷阱：

当在用户态触发陷阱后，CPU 跳转到 `user_vector`（位于 `trampoline.S`）

这是一段特殊的代码，是映射在内核和用户空间的高地址共享区域 `TRAMPOLINE`

## 3 返回用户态

处理完成后，通过 `trap_user_return` 函数和 `user_return` 汇编代码返回用户态：

首先使用 `sstatus::clear_sie` 关闭 S 模式中断，将 `stvec` 重新指向 `user_vector`，设置 `sstatus::spp` 为 User 模式，然后跳转到 `user_return`，通过 `csrw satp, a1` 切换回用户页表，从 `TrapFrame` 中恢复所有通用寄存器。最后执行 `sret` 指令，切换回 U 模式并跳转到 `sepc` 指定的地址继续执行用户程序。

## 时钟中断

### 1 原理

在 RISC-V 架构中，系统时间由 `mtime` 寄存器维护，而 `mtimecmp` 寄存器用于设置下一次中断触

发的时间点。当 `mtime`  $\geq$  `mtimecmp` 时，硬件会产生一个 M 模式的时钟中断。

### 3.2.1. Machine Timer Registers (`mtime` and `mtimecmp`)

Platforms provide a real-time counter, exposed as a memory-mapped machine-mode read-write register, `mtime`. `mtime` must increment at constant frequency, and the platform must provide a mechanism for determining the period of an `mtime` tick. The `mtime` register will wrap around if the count overflows.

The `mtime` register has a 64-bit precision on all RV32 and RV64 systems. Platforms provide a 64-bit memory-mapped machine-mode timer compare register (`mtimecmp`). A machine timer interrupt becomes pending whenever `mtime` contains a value greater than or equal to `mtimecmp`, treating the values as unsigned integers. The interrupt remains posted until `mtimecmp` becomes greater than `mtime` (typically as a result of writing `mtimecmp`). The interrupt will only be taken if interrupts are enabled and the MTIE bit is set in the `mie` register.



Figure 27. Machine time register (memory-mapped control register).



Figure 28. Machine time compare register (memory-mapped control register).

由于 Glenda 运行在 S 模式，无法直接访问 M 模式的寄存器。因此，Glenda 借助 OpenSBI 提供的标准接口来实现时钟管理。OpenSBI 运行在 M 模式，它会捕获硬件时钟中断，并通过软件注入的方式，将其转化为 S 模式下的时钟中断或 S 模式软件中断传递给内核。

## 2 初始过程

Glenda 的时钟中断初始化流程主要在 `irq::init_hart` 和 `interrupt::enable_s` 中完成：

首先，Glenda 会设置中断向量表，将 `stvec` 寄存器指向 `kernel_vector` 的地址。这确保了当 S 模式中断发生时，CPU 能跳转到正确的内核处理入口；然后，内核会开启 S 模式中断，通过设置 `sie` 寄存器来开启特定的中断源：

```
1  unsafe {
2      sie::set_ssoft();    // 开启 S 模式软件中断
3      sie::set_stimer(); // 开启 S 模式时钟中断
4      super::timer::start(hartid); // 启动定时器
5 }
```

紧接着，`timer::start` 会调用 `timer::program_next_tick()`，通过 SBI 接口设置中断触发的时间点。

## 3 时间中断处理函数

如先前所述，当 OpenSBI 转发的时钟中断到达内核时，会触发 `trap_kernel_handler`。根据中断类型，最终调用 `timer_handler_stip` 或 `timer_handler_ssip`

这两个处理函数的核心逻辑如下：

- 调用 `timer::update()`, 原子递增全局计数器 `SYS_TICKS`
- 调用 `scheduler::wakeup`, 检查是否有进程正在睡眠等待当前的时间点
- 调用 `timer::program_next_tick()`, 计算下一次中断时间 (当前时间 + INTERVAL) , 并再次通过 SBI 接口设置硬件
- 检查 `sstatus` 确保允许抢占后, 调用 `scheduler::yield_proc()`, 强制当前进程放弃 CPU, 从而实现时间片轮转调度, 确保了系统不会被某个单一进程长期霸占

## 系统调用

用户程序通过执行特定的指令 (ecall) 发起系统调用请求。

### 1 内核处理请求

如先前所述, `trap_kernel_handler` 会读取 `scause` 寄存器判断陷阱原因。如果是系统调用 (Exception Code 为 8) , 则进入 `exception_handler` 并调用 `user::syscall_handler(ctx)`

`syscall_handler` 最终调用 `syscall::dispatch(ctx)`, 在 `kernel/src/syscall/mod.rs` 中, Glenda 使用 Rust 的 match 通过模式匹配来分发系统调用, 而不是像 C 语言内核那样查表。系统调用号存储在 `a7` 寄存器中, 参数通常在 `a0-a5` 中:

```
1 // kernel/src/syscall/mod.rs
2
3 pub fn dispatch(ctx: &mut TrapContext) -> usize {
4     match ctx.a7 {
5         SYS_HELLOWORLD => helloworld::sys_helloworld(),
6         SYS_COPYOUT => copy::sys_copyout(ctx),
7         SYS_BRK => brk::sys_brk(ctx),
8         SYS_MMAP => mmap::sys_mmap(ctx),
9         SYS_FORK => proc::sys_fork(),
10        SYS_WAIT => proc::sys_wait(ctx),
11        SYS_EXIT => proc::sys_exit(ctx),
12        SYS_OPEN => fs::sys_open(ctx),
13        SYS_READ => fs::sys_read(ctx),
14        SYS_WRITE => fs::sys_write(ctx),
15        // .....
16        n => {
17            printk!("SYSCALL: unknown number {}\\n", n);
18            usize::MAX
19        }
20    }
21 }
```

### 2 返回用户状态

在内核完成系统调用处理后, 控制权流向 `trap_user_return`, 该函数的原理已在上文进行过解

释，这里不再赘述，只给出代码实现：

```
1 // kernel/src/irq/trap/user.rs
2
3 #[unsafe(no_mangle)]
4 pub extern "C" fn trap_user_return(_ctx: &mut TrapFrame) {
5
6     // 设置中断向量为 user_vector
7     stvec::write(Stvec::new(user_vec_addr, stvec::TrapMode::Direct));
8
9     // 设置 sepc 为之前保存的 PC
10    sepc::write(ctx.kernel_epc);
11
12    sstatus::set_spp(sstatus::SPP::User);
13
14    let user_return_fn: extern "C" fn(u64, u64) -> ! = unsafe { mem::tr
ansmute(user_ret_addr) };
15    user_return_fn(user_tf_va as u64, user_satp)
16 }
```

## 外设中断

Glenda 中的外设中断基于 PLIC，主要处理两类设备：一类是负责串口通信的 UART，另一类是负责磁盘读写的 VirtIO。

当 CPU 收到 S 模式外设中断（Trap ID 9）时，会调用 `external_handler()`。该函数负责向 PLIC 查询当前优先级最高的中断源，并分发给对应的驱动程序处理，最后通知 PLIC 中断已处理完毕。

```
1 // kernel/src/irq/trap/kernel.rs
2
3 pub fn external_handler() {
4     let hartid = hart::getid();
5     // 获取中断号
6     let id = plic::claim(hartid);
7
8     match id {
9         0 => return,
10        plic::UART_IRQ => {
11            // 分发给 UART 驱动处理
12            drivers::uart::irq::handler();
13        },
14        plic::VIRTIO0_IRQ => {
15            // 分发给 VirtIO 驱动处理
16            drivers::virtio::disk::intr();
17        },
18        _ => {
19            panic!("Unexpected interrupt id {} on hart {}", id, hartid);
20        }
21    }
22
23    plic::complete(hartid, id);
24 }
```

# 测试

## 1 时钟滴答测试

Glenda 使用这个测试点判断时钟中断能否正确触发，以及多核环境下中断能否被正确处理：

```
[TEST] Timer tick test start (4 harts)
[hart 2] di da, ticks=1
[hart 1] di da, ticks=1
[hart 0] di da, ticks=1
[hart 3] di da, ticks=1
[hart 3] di da, ticks=2
[hart 1] di da, ticks=2
[hart 2] di da, ticks=2
[hart 0] di da, ticks=2
[hart 3] di da, ticks=3
[hart 2] di da, ticks=3
[hart 0] di da, ticks=3
[hart 1] di da, ticks=3
[hart 2] di da, ticks=4
[hart 3] di da, ticks=4
[hart 0] di da, ticks=4
[hart 1] di da, ticks=4
[hart 2] di da, ticks=5
[hart 0] di da, ticks=5
[hart 3] di da, ticks=5
[hart 1] di da, ticks=5
[hart 3] di da, ticks=6
[hart 0] di da, ticks=6
[hart 1] di da, ticks=6
[hart 2] di da, ticks=6
[hart 0] di da, ticks=6
[hart 3] di da, ticks=7
[hart 1] di da, ticks=7
[hart 2] di da, ticks=7
[hart 0] di da, ticks=7
[hart 3] di da, ticks=7
[hart 3] di da, ticks=8
[hart 2] di da, ticks=8
[hart 0] di da, ticks=8
[hart 1] di da, ticks=8
[hart 1] di da, ticks=9
[hart 3] di da, ticks=9
[hart 0] di da, ticks=9
[hart 2] di da, ticks=9
[hart 1] di da, ticks=10
[hart 0] di da, ticks=10
[hart 3] di da, ticks=10
[hart 2] di da, ticks=10
[TEST] UART output test start (4 harts)
[PASS] Timer tick test[hart 0] UART test
```

## 2 UART 并发输出测试

虽然主要测试 UART，但同时也隐式验证了 PLIC 和自旋锁在中断环境下的稳定性

```
[hart 2] iter 10 -> counter 27
[hart 1] iter 8 -> counter 28
[hart 0] iter 8 -> counter 29
[hart 1] iter 9 -> counter 30
[hart 2] iter 11 -> counter 31
[hart 1] iter 10 -> counter 32
[hart 2] iter 12 -> counter 33
[hart 0] iter 9 -> counter 34
[hart 1] iter 11 -> counter 35
[hart 2] iter 13 -> counter 36
[hart 0] iter 10 -> counter 37
[hart 2] iter 14 -> counter 38
[hart 1] iter 12 -> counter 39
[hart 2] iter 15 -> counter 40
[hart 0] iter 11 -> counter 41
[hart 1] iter 13 -> counter 42
[hart 0] iter 12 -> counter 43
[hart 1] iter 14 -> counter 44
[hart 0] iter 13 -> counter 45
[hart 1] iter 15 -> counter 46
[hart 0] iter 14 -> counter 47
[hart 3] iter 0 -> counter 48
[hart 0] iter 15 -> counter 49
[hart 3] iter 1 -> counter 50
[hart 3] iter 2 -> counter 51
[hart 3] iter 3 -> counter 52
[hart 3] iter 4 -> counter 53
[hart 3] iter 5 -> counter 54
[hart 3] iter 6 -> counter 55
[hart 3] iter 7 -> counter 56
[hart 3] iter 8 -> counter 57
[hart 3] iter 9 -> counter 58
[hart 3] iter 10 -> counter 59
[hart 3] iter 11 -> counter 60
[hart 3] iter 12 -> counter 61
[hart 3] iter 13 -> counter 62
[hart 3] iter 14 -> counter 63
[hart 3] iter 15 -> counter 64
[PASS] Spinlock test: counter reached 64
```

## 第 3 章

## 内存管理模块

### 功能介绍

内存管理系统是操作系统中负责分配、回收和管理计算机内存的关键组件。它通过为进程分配合

适的内存空间，确保每个进程能够高效运行，同时避免内存冲突和浪费。Glenda 的虚拟地址管理基于 RISC-V 的 Sv39 模式，即虚拟地址空间大小为  $2^{39}-1$  个字节。

## 物理内存的管理

### 1 物理内存布局

Glenda 采用了将物理内存分割为不同用途区域的策略，以提高内存管理的灵活性和安全性。物理内存的布局主要基于 QEMU Virt 平台和链接脚本定义的符号。因此，我们可以将物理内存大致分为下面三部分：

#### 1. 内核镜像区

从 0x80200000 开始，包含了内核的代码段 (.text)、只读数据段 (.rodata)、数据段 (.data) 和 BSS 段 (.bss)。这部分内存系统启动加载时已被占用，不可作为空闲页分配。

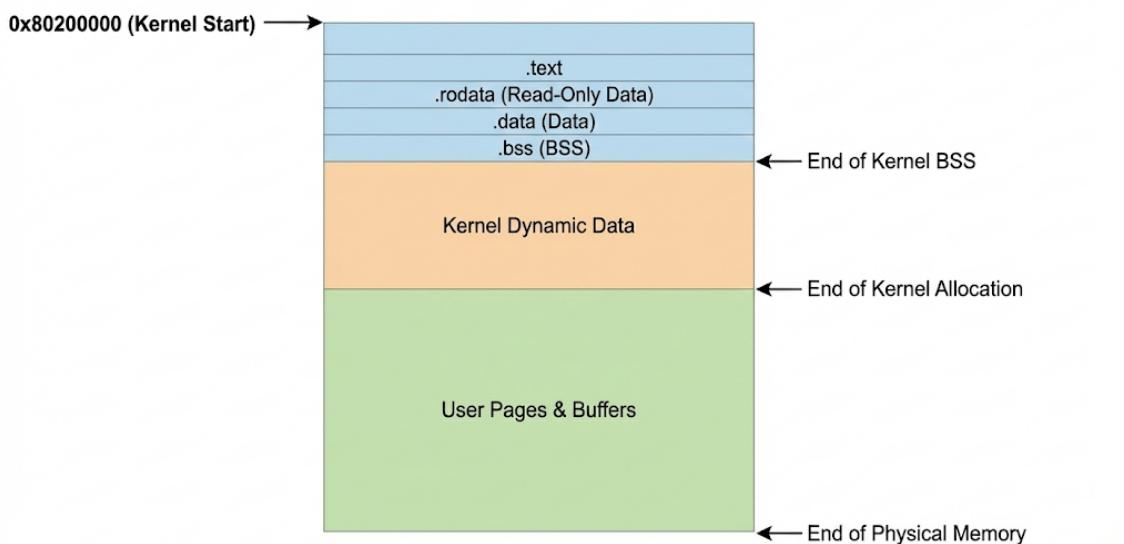
#### 2. 内核分配区

紧接在内核 BSS 段之后，延伸至指定的内核页数限制（KERN\_PAGES，默认为 8192 页，即 32MB）。这部分内存专门用于内核数据结构（如内核页表、内核栈、进程控制块等）的动态分配。此区域的目的是为了保证内核在高负载下仍有稳定的内存供应，且方便实现 1:1 的直接映射。

#### 3. 用户分配区

从内核分配区结束位置开始，一直延伸到物理内存的末尾。这部分内存是最大的，用于分配用户进程的页面（代码、数据、堆、栈）以及磁盘缓冲区等。

**Glenda OS Physical Memory Layout**



Glenda 在 `kernel/src/mem/pmem.rs` 中定义物理页的大小 PGSIZE 为 4096 Bytes，这样问题就从管理连续的地址空间转化成了管理有限个独立的物理页。为了便于物理页的插入和移出，Glenda 使

用单向链表来维护空闲页面。

```
1 // 空闲物理页节点
2 #[repr(C)]
3 struct FreePage {
4     next: Option<NonNull<FreePage>>,
5 }
6
7 // 区域内部
8 #[derive(Clone, Copy)]
9 struct RegionInner {
10    head: Option<NonNull<FreePage>>,
11    allocable: usize,
12 }
13
14 // 物理内存分配器
15 struct AllocRegion {
16    bounds: OnceCell<RegionBounds>,
17    inner: Mutex<RegionInner>,
18 }
19
20 static KERNEL_REGION: AllocRegion = AllocRegion::new();
21 static USER_REGION: AllocRegion = AllocRegion::new();
```

## 2 物理内存的初始化

Glenda 的物理内存初始化逻辑位于 `initialize_regions` 函数中。它会计算内核镜像结束的位置，然

后将剩余的可用物理内存划分为内核专用区和用户专用区。

```
1 pub fn initialize_regions(hartid: usize) {
2     // 计算边界
3     let alloc_begin = addr_of_mut!(__alloc_start) as PhysAddr;
4     let alloc_end = mem_end; // 从 DTB Parser 获取的内存结束地址
5
6     // 划分内核与用户区域
7     let kernel_split = align_up(alloc_begin + KERN_PAGES * PGSIZE);
8
9     unsafe {
10         // 初始化内核区域
11         KERNEL_REGION.init(alloc_begin, kernel_split);
12         // 初始化用户区域
13         USER_REGION.init(kernel_split, alloc_end);
14     }
15
16     // ...
17 }
18
19 impl AllocRegion {
20     unsafe fn init(&self, begin: PhysAddr, end: PhysAddr) {
21         // 构建空闲链表
22         let mut head: Option<NonNull<FreePage>> = None;
23         let mut current = begin;
24         while current + PGSIZE <= end {
25             let page = current as *mut FreePage;
26             (*page).next = head;
27             head = NonNull::new(page);
28             current += PGSIZE;
29         }
30         // ...
31     }
32 }
```

初始化过程同样是分区域进行的。通过这种方式，内核和用户的物理内存被清晰地分隔，并且每个区域都有独立的锁和链表，确保在后续高并发的内存分配和回收过程中减少锁竞争并防止冲突。

### 3 物理内存的分配与回收

物理内存的分配与回收由 `pmem::alloc` 和 `pmem::free` 函数实现。为了支持内核与用户内存隔离，这两个函数通过 `for_kernel` 参数或根据物理地址范围自动选择操作 `KERNEL_REGION` 还是 `USER_REGION`。

- `alloc(for_kernel: bool)`: 根据 `for_kernel` 标志选择对应的内存区域分配器，返回一个未使用的、内容已清零的物理页指针。如果分配失败，则触发 Panic。成功分配时，会通过全局原子数组 `PAGE_REF` 将该页面的引用计数设为 1。
- `free(addr: PhysAddr, ...)`: 首先将指定物理页的引用计数减 1。只有当引用计数降至 0 时，才真正将其归还给对应的内存区域链表。这种机制是实现共享内存和未来 COW 的基础。

为了保证操作的高效性 ( $O(1)$  复杂度)，Glenda 始终从链表头部取出页面进行分配，归还时也使用头插法将页面插回链表。

```

1 // kernel/src/mem/pmem.rs
2
3 pub fn alloc(for_kernel: bool) -> *mut u8 {
4     let region = if for_kernel { &KERNEL_REGION } else { &USER_REGION };
5
6     match region.allocate() {
7         Some(ptr) => ptr,
8         None => panic!("pmem_alloc:region_exhausted"),
9     }
10 }
11
12 fn allocate(&self) -> Option<*mut u8> {
13     let head_ptr = {
14         let mut inner = self.inner.lock();
15         let head = inner.head?;
16         let next = unsafe { (*head.as_ptr()).next };
17         inner.head = next;
18         innerALLOCABLE -= 1;
19         head
20     };
21
22     let p = head_ptr.as_ptr() as *mut u8;
23     let idx = pa_to_index(p as usize);
24
25     if PAGE_REF[idx].fetch_add(1, Ordering::SeqCst) != 0 {
26         panic!("pmem_alloc:ref_count_corrupted");
27     }
28
29     unsafe { ptr::write_bytes(p, 0, PGSIZE) };
30     Some(p)
31 }
32
33 pub fn free(addr: PhysAddr, _for_kernel: bool) {
34     let region = if KERNEL_REGION.contains(addr) {
35         &KERNEL_REGION
36     } else if USER_REGION.contains(addr) {
37         &USER_REGION
38     } else {
39         panic!("pmem_free:address_out_of_bounds");
40     };
41
42     let idx = pa_to_index(addr);
43     let old = PAGE_REF[idx].fetch_sub(1, Ordering::SeqCst);
44
45     if old > 1 {
46         return;
47     }
48
49     region.free(addr);
50 }
51
52 fn free(&self, addr: PhysAddr) {
53     let mut inner = self.inner.lock();
54     unsafe {
55         let page = addr as *mut FreePage;
56         (*page).next = inner.head;
57         inner.head = NonNull::new(page);
58     }
59     innerALLOCABLE += 1;
60 }
```

## 4 COW

在上面的代码中已经实现了支持引用计数的物理内存管理器。为了实现高效的 COW 机制，还需要在页表复制逻辑和 PTE 定义上做进一步的工作。

在 fork 系统调用中，Glenda 不再通过 `PageTable::copy` 完全深拷贝父进程的物理内存，而是让父子进程共享同一物理内存。具体的做法是：遍历父进程的内存空间，如果遇到可写的用户页，则将其在父子进程的页表中都标记为只读（清除 `PTE_W`），并设置 `PTE_COW` 标志，同时增加物理页的引用计数。当任一进程尝试写入时，触发 Store Page Fault，由异常处理程序执行实际的内存分配和复制。

```
1 if (flags & PTE_U) != 0 {
2     match pmem::get_region(pa) {
3         Some(for_kernel) if !for_kernel => {
4             if (flags & PTE_W) != 0 {
5                 let cow_flags = (flags & !PTE_W) | pte::PTE_COW;
6                 unsafe { *pte_ptr = pa_to_pte(pa, cow_flags); }
7                 if !dst_pt.map(va, pa, PGSIZE, cow_flags) { return Err(Uvm
Error::MapFailed); }
8             } else {
9                 if !dst_pt.map(va, pa, PGSIZE, flags) { return Err(UvmErr
or::MapFailed); }
10            }
11            pmem::inc_ref(pa);
12        }
13        // ...
14    }
15 }
```

除了将 PTE 设置为只读外，还需要通过 RISC-V PTE 的预留位来标记该页面为 COW 页面，以便在缺页异常处理中与普通的只读页面（如代码段）区分开：

```
1 // kernel/src/mem/pte.rs
2
3 pub const PTE_D: usize = 1 << 7;    // Dirty
4 pub const PTE_COW: usize = 1 << 8; // COW
```

## 5 PageFault 处理

至此，Glenda 基本实现了 COW，接下来要做的就是处理写时复制时发生的 Page Fault。这里只需要处理 `scause == 15` (Store/AMO Page Fault) 的情况，因为 13 是 Load Page Fault，而 COW 的只读保护不会引起读错误。

Glenda 定义了核心处理函数 `handle_cow`，其逻辑集成在 `kernel/src/mem/uvm.rs` 中。当进程尝试

写入 COW 页面时，会触发异常，内核分配新物理页，复制原数据，并更新页表：

```
1 // kernel/src/mem/uvm.rs
2
3 pub fn handle_cow(pt: &mut PageTable, va: VirtAddr) -> Result<(), UvmError> {
4     let va = align_down(va);
5     // 查找页表项
6     let pte_ptr = pt.lookup(va).ok_or(UvmError::OutOfRange)?;
7     let pte = unsafe { *pte_ptr };
8
9     // 必须是有效的用户页
10    if !pte::is_valid(pte) || (pte::get_flags(pte) & PTE_U) == 0 {
11        return Err(UvmError::Fault);
12    }
13
14    // 检查 COW 标志
15    if (pte::get_flags(pte) & pte::PTE_COW) == 0 {
16        return Err(UvmError::Fault);
17    }
18
19    let old_pa = pte_to_pa(pte);
20    let old_flags = pte::get_flags(pte);
21
22    // 分配新物理页
23    let new_pa_ptr = pmem::alloc(false);
24    let new_pa = new_pa_ptr as usize;
25    if new_pa == 0 {
26        return Err(UvmError::NoMem);
27    }
28
29    // 复制数据
30    unsafe {
31        ptr::copy_nonoverlapping(old_pa as *const u8, new_pa as *mut u8,
PGSIZE);
32    }
33
34    // 更新 PTE, 恢复写权限, 清除 COW 标志
35    let new_flags = (old_flags | PTE_W) & !pte::PTE_COW;
36    unsafe {
37        *pte_ptr = pte::pa_to_pte(new_pa, new_flags);
38    }
39
40    // 刷新 TLB, 确保 CPU 看到最新的映射
41    unsafe { riscv::asm::sfence_vma_all(); }
42
43    // 减少旧物理页的引用计数
44    // 如果引用计数降为 0, 回收
45    pmem::free(old_pa, false);
46
47    Ok(())
48 }
```

有了这个函数，便能在 `trap_kernel_handler` 中增加对 Page Fault 的处理了。当捕获到 Exception Code 15 时，首先尝试按 COW 处理，如果失败（如非 COW 页面或内存不足），则进一步判断是否为栈增长或 Panic：

```

1 // kernel/src/irq/trap/kernel.rs
2
3 // 13: Load Page Fault, 15: Store/AMO Page Fault
4 if e == 13 || e == 15 {
5     let p = proc::current_proc();
6
7     // 尝试作为 COW 处理
8     if e == 15 {
9         let pt = unsafe { &mut *(p.root_pt_pa as *mut PageTable) };
10        if uvm::handle_cow(pt, tval).is_ok() {
11            return;
12        }
13    }
14
15    // 尝试作为栈增长处理
16    if p.ustack_grow(tval).is_ok() {
17        return;
18    }
19 }

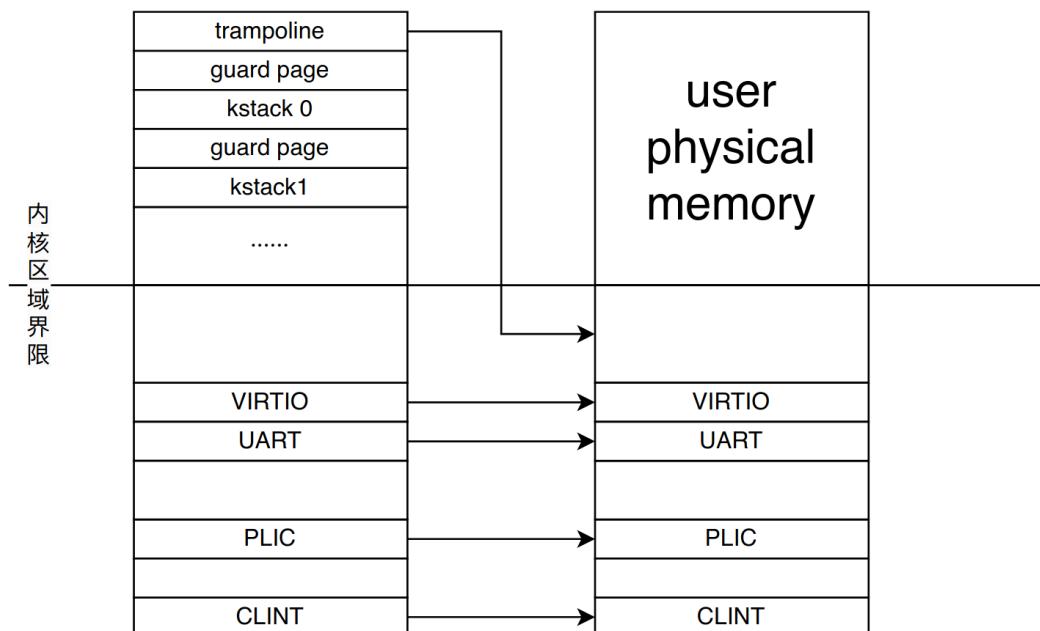
```

## 虚拟内存的管理

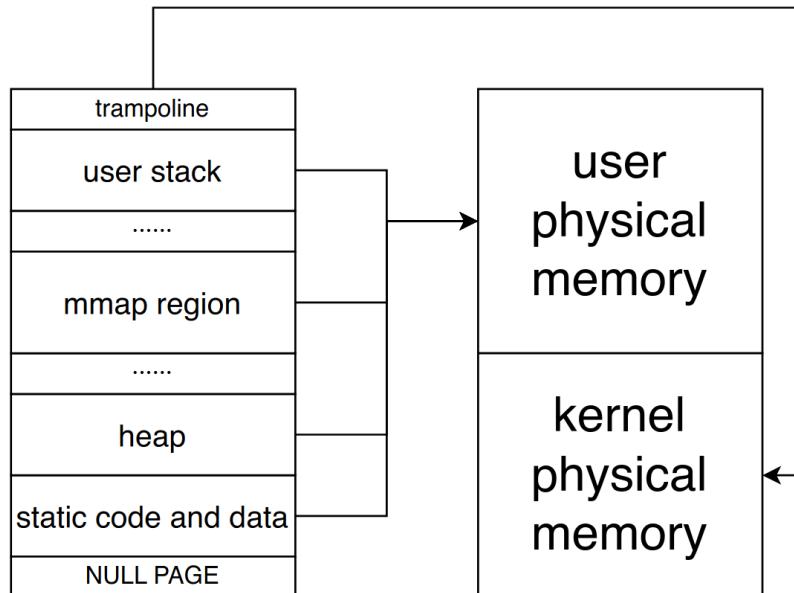
### 1 内核页表布局

Glenda 的内核页表设计参考了 xv6，采用 Sv39 模式。内核页表的绝大多数表项是直接映射到物理内存的，即虚拟地址等于物理地址。这包括内核代码段、数据段以及 I/O 设备内存。

同时，KSTACK 和 TRAMPOLINE/TRAPFRAME 等用户页表和内核页表所共有的关键结构不是直接映射，它们被映射在虚拟地址空间的最高位，以便在上下文切换时保持地址固定。这种布局确保了内核在处理中断和系统调用时能够高效地访问关键数据结构。



## 2 用户页表布局



## 测试

Glenda 为内存管理模块编写了全面的 Rust 集成测试，主要包含物理内存并发测试和虚拟内存映射测试两部分。这些测试在内核启动阶段通过 `tests::test` 入口执行。

### 1 物理内存的分配

该测试旨在验证多核环境下物理内存分配器的正确性和并发安全性。

```
[TEST] PMEM test started on hart 1
[hart 2] Colors => Red Green Yellow Blue Magenta Cyan White
[TEST] PMEM test started on hart 0
[TEST] PMEM test started on hart 2
[hart 3] Colors => Red Green Yellow Blue Magenta Cyan White
[PASS] Printk test
[TEST] PMEM test started on hart 3
pmem_kernel_concurrent: 8121 pages restored
pmem_user_region: allocation/free/zero validated
[PASS] PMEM test
```

### 2 页表的实现

- `vm_mapping_test`:

该测试验证虚拟内存管理 (vm) 和页表操作 (PageTable) 的正确性

- `vm_func_test`

BlockedCall测试跨越多级页表、大跨度地址以及虚拟地址顶端的映射情况

```
VM: Hart 1 switched to kernel page table
VM: Hart 3 switched to kernel page table
VM: Hart 0 switched to kernel page table
[PASS] UART output test
VM: Hart 2 switched to kernel page table
[TEST] VM test start (0x4 harts)
--- vm_func_test: test 1 ---
Mapped VA 0x0 -> PA 0x87ffff000 (R)
Mapped VA 0xa000 -> PA 0x87ffe000 (R W)
Mapped VA 0x20000 -> PA 0x87ffd000 (R X)
Mapped VA 0x4000000 -> PA 0x87ffc000 (R X)
Mapped VA 0x3fffffff000 -> PA 0x87ffb000 (W)
Page table after mapping:
L2 PT @ 0x82182000
.. L1[0x0] pa=0x82183000
... L0[0x0] pa=0x82185000
... ... page 0x0 VA=0x0 -> PA=0x87ffff000 flags=0x3
... ... page 0xa VA=0xa000 -> PA=0x87ffe000 flags=0x7
... L0[0x1] pa=0x82187000
... ... page 0x0 VA=0x00000 -> PA=0x87ffd000 flags=0xb
... L1[0x1] pa=0x82189000
... L0[0x0] pa=0x82184000
... ... page 0x0 VA=0x40000000 -> PA=0x87ffc000 flags=0xb
... L1[0xff] pa=0x82180000
... L0[0xff] pa=0x82186000
... ... page 0x1ff VA=0x3fffffff000 -> PA=0x87ffb000 flags=0x5
--- vm_func_test: test 2 ---
Mapped VA 0x0 -> PA 0x87ffff000 (W)
Unmapped VA 0xa000
Unmapped VA 0x40000000
L2 PT @ 0x82182000
.. L1[0x0] pa=0x82183000
... L0[0x0] pa=0x82185000
... ... page 0x0 VA=0x0 -> PA=0x87ffff000 flags=0x5
... ... L0[0x1] pa=0x82187000
... L1[0x1] pa=0x82189000
... L0[0x0] pa=0x82184000
... ... page 0x0 VA=0x40000000 -> PA=0x87ffc000 flags=0xb
... L1[0xff] pa=0x82180000
... L0[0xff] pa=0x82186000
... ... page 0x1ff VA=0x3fffffff000 -> PA=0x87ffb000 flags=0x5
vm_func_test passed!
--- vm_mapping_test ---
Mapping VA 0x10000 -> PA 0x87ffb000 (R W)
Mapping VA 0x8000 -> PA 0x87ffc000 (R W X)
Unmapping VA 0x10000
Unmapping VA 0x8000
vm_mapping_test passed!
[PASS] VM test (0x4 harts)
All tests completed across 4 harts
```

## 第 4 章

### 进程调度模块

#### 功能介绍

进程调度模块是操作系统中负责管理和分配 CPU 使用权的核心组件。在 Glenda 中，调度算法已从传统的线性扫描进化为基于位图的  $O(1)$  调度算法。结合 `RunnableQueue`，调度器能够高效地在常数时间内定位到下一个可运行的进程，大幅提升了多进程环境下的调度性能。

## PCB 块

进程控制块是系统管理进程的核心数据结构，由 `kernel/src/proc/process.rs` 中的 `Process` 结构体定义。每个进程拥有独立的页表、内核栈、文件描述符表等资源。

```
1 // kernel/src/proc/process.rs
2
3 pub struct Process {
4     // 基础元数据
5     pub pid: usize,                      // 进程ID
6     pub name: [u8; 16],                   // 进程名称
7     pub state: ProcState,                // 进程状态
8     pub parent: *mut Process,            // 父进程指针
9     pub exit_code: i32,                  // 退出状态码
10    pub sleep_chan: usize,              // 睡眠等待通道
11
12    // 内存管理 (RAII 封装)
13    pub root_pt_pa: PhysAddr,           // 根页表物理地址
14    pub root_pt_frame: Option<PhysFrame>, // 页表物理帧
15    pub heap_top: VirtAddr,             // 用户堆顶指针
16    pub heap_base: VirtAddr,            // 用户堆底
17    pub stack_pages: usize,             // 用户栈大小
18    pub mmap_head: *mut MmapRegion,     // mmap 区域链表
19
20    // 上下文切换与陷阱处理
21    pub context: ProcContext,          // 进程上下文
22    pub trapframe: *mut TrapFrame,      // TrapFrame 指针
23    pub trapframe_frame: Option<PhysFrame>, // TrapFrame 物理帧
24    pub trapframe_va: VirtAddr,         // TrapFrame 的虚拟地址
25    pub kstack: Option<KernelStack>,    // 内核栈 (RAII 封装)
26    pub entry_va: VirtAddr,             // 用户程序入口地址
27    pub user_sp_va: VirtAddr,           // 用户栈顶地址
28 }
```

所有的 PCB 实例存储在一个全局静态数组 `PROC_TABLE` 中，最大进程数由 `NPROC (64)` 定义。

为了保证多核安全性，访问 PCB 通常需要获取 PROC\_TABLE 的自旋锁。

## 初始进程

```
m@n:~/.../projects/Glenda$ pstree
systemd—NetworkManager—3*[{NetworkManager}]
|   bluetoothd
|   boltd—3*[{boltd}]
|   dbus-broker-lau—dbus-broker
|   guix-daemon
|   ksecretd—4*[{ksecretd}]
|   ovs-vswitchd
|   ovsdb-server
|   polkitd—3*[{polkitd}]
|   power-profiles—3*[{power-profiles-}]
|   rtkit-daemon—2*[{rtkit-daemon}]
|   sddm—Xorg—5*[{Xorg}]
|   |   sddm-helper—startplasma-x11—{startplasma-x11}
|   |   |   {sddm}
|   |   systemd—(sd-pam)
```

图 1. 进程树示例

在系统启动时，会首先创建一个 proczero 进程，这个进程即所谓的“根进程”。其他的进程要想被创建，必须通过 fork 函数复制这个进程（或其他的进程），即进程不能凭空出现。而这样复制出来的进程又自然地和先前的进程形成了父子关系，如此一来，所有的进程便构成了一种树的关系，上图是使用 Linux 的 pstree 命令显示的进程树的一部分。

Glenda 初始进程的创建由 proc::process::create 函数完成。它并不从磁盘加载 ELF 文件，而是直接将一段二进制代码加载到新分配的内存页中，并手动构建页表映射：

- 分配根页表、TrapFrame 页、内核栈和用户栈页
- 建立映射 + 初始化上下文
- 将进程状态设为 Runnable，并在 runnable\_queue 位图中标记对应位，等待调度器选中

## 调度算法

Glenda 实现了一套基于位图的  $O(1)$  调度算法。这种设计极大地优化了在大量进程并存时的调度开销，使内核能在常数时间内直接定位到下一个可运行进程。调度器的核心逻辑位于 kernel/src/

proc/scheduler.rs，并依赖于 runnable\_queue 模块维护的全局就绪位图。

```
1 pub fn scheduler() {
2     loop {
3         unsafe {
4             sstatus::clear_sie();
5         }
6
7         let proc_idx = runnable_queue::find_runnable();
8
9         if let Some(i) = proc_idx {
10            let p_ptr = {
11                let _lock = runnable_queue::lock();
12                let mut table = PROC_TABLE.lock();
13                let p = &mut table[i];
14
15                if p.state == ProcState::Runnable {
16                    p.state = ProcState::Running;
17                    runnable_queue::clear_runnable_bit(i);
18                    p as *mut Process
19                } else {
20                    runnable_queue::clear_runnable_bit(i);
21                    core::ptr::null_mut()
22                }
23            };
24
25            if !p_ptr.is_null() {
26                let p = unsafe { &mut *p_ptr };
27                let hart = hart::get();
28                hart.proc = p_ptr;
29                unsafe {
30                    switch_context(&mut hart.context, &mut p.context);
31                }
32                hart.proc = core::ptr::null_mut();
33
34            {
35                let _lock = runnable_queue::lock();
36                let mut table = PROC_TABLE.lock();
37                let p = &mut table[i];
38                if p.state == ProcState::Dying {
39                    p.state = ProcState::Zombie;
40                } else if p.state == ProcState::Runnable {
41                    runnable_queue::mark_runnable(i);
42                }
43            }
44        }
45    } else {
46        unsafe {
47            sstatus::set_sie();
48        }
49        riscv::asm::wfi();
50    }
51 }
52 }
```

实现机制：

Glenda 在 `runnable_queue` 中维护了一个 64 位的位图。当进程状态变为 `Runnable` 时，调用 `mark_runnable(idx)` 将位图中对应位置 1；当进程被调度时，调用 `clear_runnable_bit(idx)` 置 0。

调度器调用 `find_runnable()`，其底层使用 RISC-V 的位操作指令，直接返回最低有效位的索引。这一步取代了传统的线性循环扫描，性能不受进程总数影响。

调度器在访问位图和进程表前会关闭本地中断，并获取 `runnable_queue` 锁与 `PROC_TABLE` 互斥锁，确保在多核环境下不会出现竞争条件。

若位图中没有可运行进程，调度器会开启中断并执行 `wfi` 指令，使 CPU 进入低功耗状态，直到下一个时钟中断或外设中断唤醒硬件核心。

选中进程后，通过汇编实现的 `switch_context` 函数保存当前 Hart 的调度器上下文，并加载目标进程的内核态上下文（`ra`, `sp` 等），从而恢复执行。

## 进程间通信

为了完成进程间的通信与同步，Glenda 实现了一套核心的系统调用，主要包括 `sys_sleep` 和 `sys_wait`。

### 1 休眠

`sys_sleep` 允许进程让出 CPU 一段时间。其底层实现依赖于 `timer::wait` 和调度器的 `sleep` 机制。

```
1 // kernel/src/syscall/proc.rs
2 pub fn sys_sleep(ctx: &mut TrapContext) -> usize {
3     let ticks = ctx.a0;
4     timer::wait(ticks);
5     0
6 }
```

在 `timer::wait` 中，进程会在一个特定的通道（这里是 `SYS_TICKS` 的地址）上睡眠。调度器的 `sleep` 函数会将进程状态设为 `Sleeping`，记录睡眠通道，并调用 `switch_context` 切换到调度器上下文，从而让出 CPU。

### 2 等待子进程

`sys_wait` 用于父进程等待子进程退出并获取其退出码，这是进程生命周期管理的重要一环。

```

1 // kernel/src/proc/scheduler.rs
2
3 pub fn wait() -> Option<(usize, i32)> {
4     let hart = crate::hart::get();
5     let curr_proc = unsafe { &mut *hart.proc };
6
7     loop {
8         // 记录中断状态
9         let sie_enabled = sstatus::read().sie();
10        unsafe { sstatus::clear_sie(); }
11
12        let mut have_kids = false;
13        let mut found_zombie = false;
14        let mut pid = 0;
15        let mut exit_code = 0;
16
17        {
18            let mut table = PROC_TABLE.lock();
19            for i in 0..NPROC {
20                let p = &mut table[i];
21                if p.parent == (curr_proc as *mut _) {
22                    have_kids = true;
23                    if p.state == ProcState::Zombie {
24                        pid = p.pid;
25                        exit_code = p.exit_code;
26
27                        // 回收资源
28                        p.free();
29                        *p = Process::new();
30
31                        found_zombie = true;
32                        break;
33                    }
34                }
35            }
36
37            if !found_zombie && have_kids {
38                curr_proc.state = ProcState::Sleeping;
39                curr_proc.sleep_chan = curr_proc as *mut _ as usize;
40                // 更新调度位图 ...
41            }
42        }
43
44        if found_zombie {
45            if sie_enabled { unsafe { sstatus::set_sie(); } }
46            return Some((pid, exit_code));
47        }
48
49        if !have_kids {
50            if sie_enabled { unsafe { sstatus::set_sie(); } }
51            return None;
52        }
53
54        // 调度切换
55        stop();
56    }
57 }

```

## 测试

### 1 进程休眠同步测试和多级 Fork 顺序测试

```
Ready to sleep!
Ready to exit!
Child exit!
copyinstr: [PASS] Sleep test done.
level-1!
level-2!
level-3!
copyinstr: [PASS] Fork order test done.
level-2!
level-3!
copyinstr: [PASS] Fork order test done.
level-3!
copyinstr: [PASS] Fork order test done.
level-3!
copyinstr: [PASS] Fork order test done.
```

### 2 初始进程属性验证

```
FS: All self-tests passed!
proczero: hello world!
copyin[0] = 1
copyin[1] = 2
copyin[2] = 3
copyin[3] = 4
copyin[4] = 5
copyinstr: hello, world
```

# 第 5 章

## 文件系统模块

### 功能介绍

文件系统是操作系统中管理和存储数据的重要组件，其主要功能包括文件的创建、删除、读取和修改，提供灵活的命名规则和多种访问方式。此外，文件系统还负责组织文件的存储结构，支持目录管理以实现文件的分类存储，提供接口供用户和应用程序高效地操作文件，实现对存储设备的抽象管理。

### PLIC

Glenda 磁盘的 I/O 操作是通过 PLIC 实现的。在系统初始化时，我们需要配置 PLIC 寄存器，启用 S 模式下的外部中断，特别是 VirtIO 块设备的中断。这主要涉及 `kernel/src/irq/plic.rs` 中的初始化代码。

当磁盘中断发生时，系统首先进入 S 模式的中断处理入口，随后调用 `external_handler` 函数。该函数通过 `plic::claim` 获取当前挂起的中断号，以此区分是 UART 串口输入还是 VirtIO 磁盘 I/O 完成。识别到 `VIRTIO0_IRQ` 后，会调用 `virtio::disk::intr` 函数来响应中断，进行后续的驱动层处理。

### 驱动层

Glenda 实现了符合 VirtIO 规范的块设备驱动，代码位于 `kernel/src/drivers/virtio/disk.rs`。VirtIO 是一种标准的半虚拟化设备接口，能够为虚拟机提供高性能的磁盘 I/O。

驱动层核心功能是通过 `virtio_disk_rw` 向 VirtIO 队列提交读写请求。该函数负责：

- 构造 VirtIO 描述符链，包含请求头、数据缓冲区和状态字节
- 更新可用环索引，通知设备有新请求
- 写 MMIO 寄存器触发物理设备操作
- 采用忙等待或中断机制等待设备处理完成

上层文件系统通常不直接调用驱动层，而是通过缓冲层进行间接访问，以利用缓存机制提高性能。

### 缓冲层

为了缓解 CPU 处理速度与磁盘 I/O 速度之间的巨大差异，Glenda 在内存中实现了一层缓冲区缓存。当需要访问磁盘块时，首先检查该块是否已在缓存中：若命中，直接从内存读取；若未命中，则从磁盘加载到缓存后再读取。这充分利用了局部性原理。

Glenda 的缓冲层实现位于 `kernel/src/fs/buffer`，采用了一个类型安全索引的 LRU 缓存替换算法。

### 数据结构

Glenda 没有使用传统的裸指针链表，而是设计了两个类型安全的双向链表：Active List (存放当前正在被引用或刚刚被访问过的缓冲区) 与 Inactive List (存放当前未被引用的缓冲区，作为 LRU 替换的候选池)

### 缓冲区替换算法

核心逻辑如下：

```

1 fn get(dev: u32, blockno: u32) -> BufferId {
2     let mut c = CACHE.lock();
3
4     // 搜索活跃链表
5     if let Some(id) = c.find_active(dev, blockno) {
6         let buf = c.get_buffer_mut(id);
7         buf.locked = true;
8         return id;
9     }
10
11    // 搜索非活跃链表
12    if let Some(id) = c.find_inactive(dev, blockno) {
13        c.promote_to_active(id);
14        c.get_buffer_mut(id).locked = true;
15        return id;
16    }
17
18    // LRU 替换
19    c.recycle_lru(dev, blockno)
20 }

```

这种设计确保了热点数据常驻内存，而冷数据会被优先淘汰，从而在有限的缓冲区空间内实现高效的磁盘 I/O。

## 文件系统层

Glenda 的文件系统设计受 Ext2 和 xv6 文件系统的启发，采用经典的 inode-block 架构。它将磁盘视为一个巨大的块数组，并通过一系列抽象层（Superblock, Bitmap, Inode, Dentry, Path）来管理数据。

### 1 Superblock 的读取和文件系统初始化

文件系统的初始化由 `fs::fs_init` 函数完成。它首先从磁盘的第 0 号块读取超级块数据。超级块包含了文件系统的全局元数据，如文件系统大小、块总数、Inode 总数以及位图区域的起始位置。

```

1 // kernel/src/fs/fs.rs
2
3 pub fn fs_init() {
4     // 读取第 0 块
5     let b = buffer::read(0, 0);
6     let data = buffer::get_data_ptr(b);
7     let sb = unsafe { ptr::read_unaligned(data as *const SuperBlock) };
8     buffer::release(b);
9
10    // 校验 Magic Number
11    if sb.magic != MAGIC {
12        panic!("fs_init: invalid magic {:#x}", sb.magic);
13    }
14
15    // 缓存 Superblock
16    SB.call_once(|| sb);
17
18    // ...
19 }

```

初始化过程在内核第一个进程启动时进行，以确保文件系统就绪。

## 2 Bitmap 的管理

Glenda 使用位图来高效管理磁盘块和 Inode 的分配状态。位图中的每一位对应一个块或 Inode：1 表示已占用，0 表示空闲。位图的操作封装在 `kernel/src/fs(bitmap.rs)` 和 `fs.rs` 的辅助函数中。

- 分配：

`fs::alloc` 函数负责分配数据块。它读取数据位图块，按位遍历寻找第一个为 0 的位。找到后，将其置 1，将更新后的位图写回磁盘，并返回对应的绝对块号。为了安全起见，新分配的块会被清零。

```
1 // kernel/src/fs(bitmap.rs
2 pub fn alloc() -> u32 {
3     let sb = get_sb();
4     let b = buffer::read(0, sb.bmap_start);
5     // 遍历位图寻找空闲位
6     // 置位并写回
7     // 清零新块
8     return abs_block;
9 }
```

- 释放：`fs::free` 函数执行相反操作：根据块号计算出在位图中的位置，将对应位清零，并写回磁盘。

## 3 Inode 结构

Inode 是文件系统的核心，记录了文件的元数据和数据块索引。Glenda 的 `InodeDisk` 结构体大小为 64 字节，这意味着一个 4096 字节的磁盘块可以存放 64 个 Inode。

```
1 // kernel/src/fs/inode.rs
2
3 pub struct InodeDisk {
4     pub type_: u16,           // 文件类型 (Dir/Data)
5     pub major: u16,           // 设备号
6     pub minor: u16,
7     pub nlink: u16,           // 硬链接计数
8     pub size: u32,             // 文件大小
9     pub index: [u32; 13],      // 数据块索引数组
10 }
```

索引结构采用了 UNIX 的混合索引机制：

- `index[0..10]`: 直接索引，直接指向数据块
- `index[10..12]`: 一级间接索引，指向一个包含 1024 个块号的索引块
- `index[12]`: 二级间接索引，指向一个一级索引块的索引块

这种设计使得小文件访问非常快，同时也能支持较大的文件。

## 4 目录和路径管理

目录在 Glenda 中被视为一种特殊的文件 (`type_ == INODE_TYPE_DIR`)，其数据块中存储的是目录项列表。

### 目录项：

`dir_search_entry` 函数在目录的数据块中线性扫描，查找匹配文件名的目录项。如果找到，返回对应的 Inode 号；`dir_add_entry` 用于在目录中添加新项，它会查找第一个空的槽位 (`name[0] == 0`) 并写入新项。

### 路径解析：

`path_to_inode` 函数实现了从路径字符串到 Inode 的解析逻辑。它从当前工作目录开始，逐级调用 `dentry_search` 查找下一级目录的 Inode，直到到达路径终点。

这一层抽象使得用户进程可以通过易读的路径字符串（如 `/home/user/file`）来访问文件，屏蔽了底层的 Inode 号和磁盘块细节。

# 第 6 章

## Glenda 的用户态应用程序

Glenda 提供了一个可以交互的 Shell 环境与一系列基础应用：

```
Welcome to Glenda shell! Type 'help' for commands.  
glenda$ help  
Available commands:  
  help           - Show this help  
  echo <args..> - Print arguments  
  pwd            - Print current dir (inum)  
  cd <path>      - Change directory  
  ls [path]       - List directory entries  
  cat <path>      - Show file content  
  stat <path>     - Show inode metadata  
  wc <path>       - Byte count  
  head <path> [-n N]- First N bytes  
  tail <path> [-n N]- Last N bytes  
  xxd <path> [len] - Hex dump  
  mkdir <path>    - Create directory  
  touch <path>    - Create empty file  
  ed <path>       - Minimal line editor (a/i/d/p/w/q)  
  u               - Start Lisp interpreter  
  rm <path>       - Remove file/empty dir  
  ps              - Show process table  
  clear          - Clear screen  
glenda$ █
```

图 2. Glenda Shell 的帮助页面

## 文件操作

Glenda 支持 `ls`, `cd`, `mkdir`, `rm`, `touch` 等 UNIX 下的常见命令，用户可以使用这些命令来使用

Glenda 的文件系统：

```
glenda$ ls
Directory content (inode 0):
entry: '.', inode: 0
entry: '..', inode: 0
entry: 'ABCD.txt', inode: 1
entry: 'abcd.txt', inode: 2
entry: 'hello', inode: 3
glenda$ mkdir dir2
glenda$ ls
Directory content (inode 0):
entry: '.', inode: 0
entry: '..', inode: 0
entry: 'ABCD.txt', inode: 1
entry: 'abcd.txt', inode: 2
entry: 'hello', inode: 3
entry: 'dir2', inode: 5
glenda$ cd dir2
glenda$ ls
Directory content (inode 5):
entry: '.', inode: 5
entry: '..', inode: 0
glenda$ touch a.txt
glenda$ ls
Directory content (inode 5):
entry: '.', inode: 5
entry: '..', inode: 0
entry: 'a.txt', inode: 6
glenda$ pwd
kdir2
glenda$ cd ..
glenda$ pwd
/
glenda$
```

图 3. 使用 Glenda 提供的命令新建文件夹和文件

同时，Glenda 也可以使用 cat 打印出文件的内容，xxd 来展示 16 进制下的文件：

图 4. 使用 xxd 和 cat 读取文件内容

此外，Glenda 还提供了一个受 ed (*the standard text editor on UNIX*) 影响的行编辑器，可以使用此编辑器来编辑文本文件。

```
glenda$ ls
Directory content (inode 5):
 entry: '.', inode: 5
 entry: '..', inode: 0
 entry: 'a.txt', inode: 6
glenda$ ed a.txt
ed: commands: p,a,i,d,w,q,wq,help. '.' on a line ends insert/append.
ed> i
NULLPO
GA
.
ed> wq
glenda$ cat a.txt
NULLPO
GA
```

图 5. 使用 ed 往空文件写入 NULLPO GA

## 编程语言环境

Glenda 上提供了 uLisp, 一个极简的类 Scheme 语言的解释器:

```
glenda$ u
u/glenda -- interpreter from outer space
u> (+ 1 2 3)
6
u> (= 6 (* 1 2 3))
#t
u> (define a 100)
100
u> (* a a)
10000
u> (define (square x) (* x x))
<lambda>
u> (square 1000)
1000000
u> |
```

# 第 7 章

## 能力子系统

Glenda 采用基于能力的访问控制模型，这是微内核设计的核心。与传统的基于访问控制列表 (ACL) 或用户 ID (UID) 的系统不同，Glenda 中的所有资源访问权限都由 Capability 显式授予。能力是一个不可伪造的令牌，它封装了对特定内核对象（如线程、内存页、IPC 端点等）的引用以及一组特定的访问权限（如读、写、调用）。

主要功能包括：

- 细粒度访问控制：每个能力都携带特定的权限位 (Rights)，允许精确控制对对象的访问
- 资源管理：通过能力派生树 (CDT) 追踪能力的派生关系，支持资源的撤销 (Revoke)
- 能力空间：每个进程拥有独立的能力空间，用于存储其拥有的能力。用户空间通过整数索引 (CPTR) 引用这些能力。

### 能力的结构

在内核中，Capability 结构体定义在 kernel/src/cap/capability.rs 中。它是一个轻量级的结构，包含以下关键字段：

```
1 pub struct Capability {
2     pub object: CapType,          // 对象类型及引用（如 TCB 指针、物理地址等）
3     pub badge: Option<u8>,       // 身份标记，用于 IPC 识别调用者
4     pub rights: u8,              // 权限位掩码
5 }
```

- *object*: 使用 Rust 枚举 *CapType* 表示，包含不同类型的内核对象引用。
- *badge*: 一个可选的整数标记。当 *Capability* 被铸造 (Mint) 时，可以赋予一个 *Badge*。当通过该 *Capability* 发送 IPC 消息时，内核会将此 *Badge* 传递给接收者，从而允许服务端识别客户端身份，而无需信任客户端提供的数据。
- *rights*: 定义了持有者对该对象的操作权限，如 **READ**, **WRITE**, **GRANT** (传递权), **CALL** (调用权) 等。

### CNode 与 CSpace

*CSpace* (Capability Space) 是由一系列 *CNode* (Capability Node) 组成的。*CNode* 本质上是一个存储 *Capability* 的数组，占据一个或多个物理页。

```
pub struct Slot {
    pub cap: Capability,
    pub cdt: CDTNode,
}
```

每个 *Slot* 不仅存储 *Capability* 本身，还存储一个 *CDTNode*。*CDT* (Capability Derivation Tree) 用于维护 *Capability* 的父子关系。当用户通过 Mint 或 Retype 操作从一个 *Capability* 创建新 *Capability* 时，内核会在 *CDT* 中记录这种派生关系。这使得内核能够实现 Revoke 操作：递归地删除某个 *Capability* 及其所有派生出的子 *Capability*。

## 操作机制

Capability 的主要操作包括：

- Invoke (调用): 用户通过系统调用 `sys_invoke(cptr, args)` 使用某个 Capability。内核根据 cptr 在当前进程的 CSpace 中查找对应的 Capability，检查权限 (rights)，然后执行对象特定的操作 (如发送 IPC、映射内存等)
- Mint (铸造): 创建一个新的 Capability，指向相同的对象，但可能具有更少的权限或添加了 Badge。
- Retype (重类型化): 将 Untyped (未类型化内存) Capability 转换为具体的内核对象 (如 TCB, PageTable)。这是内核中创建新对象的唯一方式。

# 第 8 章

## 中断处理 (IRQ) 子系统

### 功能介绍

在 Glenda 微内核架构中，内核对中断的处理被设计得尽可能精简。内核不再包含复杂的设备驱动程序，而是将硬件中断转换为 IPC 消息，转发给用户空间的驱动程序处理。

这种设计将驱动程序移出内核态，提高了系统的稳定性（驱动崩溃不会导致内核崩溃）和安全性。

主要功能流程：

- 硬件中断触发：CPU 捕获中断。
- 内核接管：内核屏蔽该中断，并向注册的驱动程序发送通知。
- 用户处理：用户态驱动程序接收通知，处理硬件事件。
- 确认中断：驱动程序处理完毕后，通知内核解除屏蔽。

### 实现分析

IRQ 子系统的核心代码位于 `kernel/src/irq/` 目录。

#### 1 全局中断管理

Glenda 使用 RISC-V 的 PLIC (Platform-Level Interrupt Controller) 管理外部中断。`kernel/src/irq/mod.rs` 维护了一个全局的 `IRQ_TABLE`：

```
static IRQ_TABLE: Mutex<[IrqSlot; MAX_IRQS]> = Mutex::new([const {
    IrqSlot::new(); MAX_IRQS]);
}

pub struct IrqSlot {
    pub notification: Option<Capability>, // 绑定的通知对象 (通常是 Endpoint)
    pub enabled: bool,
}
```

每个 IRQ ID 对应一个 *IrqSlot*。当用户空间驱动程序（拥有相应的 *IrqHandler Capability*）请求处理某个中断时，它会将一个 *Endpoint Capability* 绑定到对应的 Slot 上。

## 2 中断处理流程

当硬件中断发生时，控制流进入 *trap\_kernel\_handler*，最终调用 *irq::handle\_claimed(hartid, id)*

- 屏蔽中断: *plic::set\_enable\_s(hartid, id, false)*。内核立即在 PLIC 层面屏蔽该中断，防止在用户空间处理完成前重复触发（中断风暴）。
- 发送通知: 内核查找 *IRQ\_TABLE[id]*。如果存在绑定的 notification (Endpoint)，内核调用 *ipc::notify* 向该 Endpoint 发送异步通知。  
这里利用了 Capability 的 *Badge* 机制：驱动程序通常会为不同的中断源绑定带有不同 *Badge* 的 Endpoint，从而在接收端区分中断源。
- 完成中断: *plic::set\_claim\_s(hartid, id)*。内核向 PLIC 写入完成寄存器，表示当前中断处理结束（但由于已被屏蔽，不会再次触发）。

## 3 用户态交互

用户态驱动程序在接收到 IPC 通知后，执行具体的硬件读写操作（如读取 UART 字符）。处理完成后，驱动程序必须调用 *IrqHandler.Ack()* 方法（对应内核函数 *irq::ack\_irq*）。

*ack\_irq* 的实现非常简单：

```
pub fn ack_irq(hartid: usize, irq: usize) {
    plic::set_enable_s(hartid, irq, true); // 重新开启中断
}
```

这形成了一个闭环：硬件触发 → 内核屏蔽并通知 → 用户处理 → 用户确认并解除屏蔽。

# 第 9 章 进程间通信 (IPC) 设计

在 Glenda 的微内核架构中，进程间通信 (IPC) 是协调和数据交换的基本机制。与组件直接调用函数的宏内核不同，微内核组件（驱动程序、文件系统、应用程序）运行在隔离的地址空间中，必须使用 IPC 进行交互。

## 设计原则

- 同步（会合）：标准 IPC 是同步的。发送者阻塞直到接收者准备好，反之亦然。在握手期间，数据直接在线程之间复制。
- 异步通知：用于硬件中断和简单的信号传递。这些是非阻塞的，只携带一个 *Badge*（身份 / 事件代码），没有数据负载。
- 短消息零拷贝：最频繁的消息完全通过 CPU 寄存器传递。

- 基于 Capability: IPC 是通过调用 Endpoints 的 capabilities 执行的。

## 消息结构

IPC 消息由 UTCB (用户线程控制块) 布局定义:

- 消息标签 *msg\_tag*: 一个描述消息协议、标签和消息中字数的单字。
  - 长度 (Bits 0-3): 使用的消息寄存器 (*mrs\_regs*) 数量 (0 到 7)。
  - 标志 (Bits 4-15)
    - Bit 4: *HasCap* 指示正在传输 capability。
    - Bit 5: *HasBuffer* 指示 IPC 缓冲区用于大负载。
  - 标签 (Bits 16-63): 特定于协议的标识符。例如, 0xFFFF 保留用于内核生成的 Fault 消息。
- 消息寄存器 (*mrs\_regs*): 在 trap 期间直接在 CPU 寄存器中传递的 7 个机器字 (MR1-MR7)。
- Capability 传输字段:
  - *cap\_transfer*: 发送者希望传输的 capability 的 CPTR
  - *recv\_window*: 接收者希望存储传入 capability 的 CPTR (CNode + Index)
- IPC 缓冲区: 用于较大负载的页面对齐缓冲区。如果 UTCB 中的 *ipc\_buffer\_size* 非零, 内核执行从发送者缓冲区到接收者缓冲区的 *memcpy*。
- Badge: 一个机器字 (在 t0 中传递), 用于标识发送者的 capability 或中断源。内核自动从用于调用 IPC 操作的 capability 中提取徽章。

## 用户线程控制块 (UTCB)

UTCB 是内核和用户空间之间的关键共享内存区域。

- Capability 管理: 支持 UTCB 的物理帧作为 TCB 中的 *Frame Capability* 进行管理。这允许使用标准 IPC capability 传输在线程之间委托或共享 UTCB。
- 固定映射: 每个线程的 UTCB 都映射在其 VSpace 中的固定虚拟地址。
- 生命周期: UTCB 的生命周期与 TCB 的引用计数绑定。当 TCB 被销毁时, 其 UTCB capability 被 drop, 可能会回收物理内存。

## IPC 操作

### 1 同步发送/接收

- *Send*: 阻塞调用者, 直到接收者在目标 Endpoint 上等待。
- *Recv*: 阻塞调用者, 直到发送者到达目标 Endpoint 或有挂起的通知可用。

- *Call*: 组合的发送-然后-接收操作，为服务器提供隐式 *Reply capability* 以进行响应。这用于 RPC 风格的通信。

## 2 异步通知

- *Notify*: 非阻塞操作，将徽章传递给 Endpoint。如果没有接收者在等待，徽章将按位或运算到 Endpoint 的 *notification\_word* 中。

## 3 回复

- *Reply*: 用于响应 *Call* 操作。
- *Reply Capability*: 当服务器通过 *Recv* 接收到来自 *Call* 的请求时，内核会创建一个临时的、一次性的 *Reply capability* 并将其传递给服务器（通常在接收窗口中）
- 非阻塞: *Reply* 操作是非阻塞的。它将数据复制回调用者的 UTCB 并唤醒调用者。
- 生命周期: *Reply capability* 在使用一次后失效，或者在服务器接收下一个请求时失效。

## 4 错误处理

IPC 系统调用可能会返回以下错误代码:

- **INVALID\_CAP**: 提供的 capability 无效。
- **PERMISSION\_DENIED**: capability 缺乏相应的权限。
- **INVALID\_METHOD**: 调用了不支持的方法。
- **MAPPING\_FAILED**: 无法访问 UTCB。
- **INVALID\_OBJ\_TYPE**: 调用的对象不是 Endpoint。

## 实现细节

### 1 Endpoint 结构

每个 Endpoint 维护两个队列:

- *send\_queue*: 等待发送消息的线程。
- *recv\_queue*: 等待接收消息的线程。

### 2 快速路径 (Fastpath)

如果操作时对方已经准备好（例如 *Send* 时已有 *Recv* 等待），内核直接在 TCB 之间复制数据并切换上下文，无需进入调度队列。

### 3 慢速路径 (Slowpath)

如果对方未准备好，当前线程状态变为 *BlockedSend*, *BlockedRecv* 或 *BlockedCall*，并被加入相应的等待队列。

# 第 10 章

## 参考文献

- [1] COMMITTEE P H. The RISC-V Instruction Set Manual Volume II: Privileged Architecture [M/OL]. 2024.
- [2] RUSS COX R M, Frans Kaashoek. xv6: a simple, Unix-like teaching operating system[M/OL]. 2021. <https://pdos.csail.mit.edu/6.828/2021/xv6/book-riscv-rev2.pdf>.
- [3] Bell Labs, Plan 9 from Bell Labs Fourth Edition, <https://9p.io/plan9/>