突越·中生·菊石（七阶）

Mutatus·Mesozoa·Ammonite(R.VII)

M7M2(Ammonite) R2T1

微控制器实时准虚拟机监视器

技术手册

系统特性

1.实时响应

- 在微控制器上提供优秀的虚拟化实时性能
- 虚拟机间实时性互不影响
- 同等功能支持下实时性最好的实现方案

2.全面的体系架构支持

- 可简易地在多种微控制器之间移植，底层汇编数量最小化
- 支持多种微控制器
- 支持多个量级的内存大小

3.高安全性

- 虚拟机沙盒之间物理隔离，提供安全保障
- 虚拟文件系统支持
- 轻量级网络协议栈支持

4.高灵活性

- 可以分别更新各个虚拟机
- 可以运行时动态更新虚拟机
- 可以进行虚拟机快照和恢复

目录

第一章 概述

1.1 简介

在现代微控制器（MCU）应用中，人们对灵活性、安全性和可靠性的要求日益提高。越来越多的微控制器应用要求多个互不信任的来源的应用程序一起运行，也可能同时要求实时可靠部分（电机控制）、非实时不可靠部分（网络协议栈、高级语言虚拟机）和某些对信息安全有要求的应用（加解密算法）等一起运行，而且互相之间不能干扰。在某些应用程序宕机时，要求它们能够单独重启，并且在此过程中还要求保证那些直接控制物理机电输出的应用程序不受干扰。由于传统实时操作系统（RTOS）的内核和应用程序通常编译在一起，而且互相之间没有内存保护隔离，因此达不到应用间信息隔离的要求；一旦其中一个应用程序崩溃而破坏内核数据，其他所有应用程序必然同时崩溃。一部分 RTOS 号称提供了内存保护，如 FreeRTOS/MPU，但是其具体实现机理表明其内存保护仅仅能够提供一定程度的应用间可靠性而无法提供应用间安全性，不适合现代微控制器应用的信息安全要求。此外，传统 RTOS 的内核服务（如内核定时器等）是在高优先级应用和低优先级应用之间共用的，一旦低优先级应用调用大量的内核服务，势必影响高优先级应用内核服务的响应，从而造成时间干扰问题[1]。

RVM 就是针对上述问题而提出的、面向高性能 MCU 的系统级虚拟化环境。它是运行在 RME 操作系统上的一个宿主型虚拟机监视器，使得在微控制器平台上运行多个虚拟机成为可能。它能够满足实时和非实时应用一起运行的需求，在实时应用和非实时应用之间不会产生时间干扰。它也能够使多来源应用程序在同一芯片上安全运行而不发生信息安全问题。

这样，系统中安全的部分和不安全的部分就可以用不同的标准分开开发和认证，方便了调试，也节省了认证经费和开发成本，尤其是当使用到那些较为复杂、认证程度较低和实时性较差的的软件包如 GUI 和语言虚拟机（Python、Java 虚拟机）等的时候。此外，在老平台上已得到认证的微控制器应用程序可以作为一个模组直接运行在虚拟机平台上，无需重新认证，这进一步节省了认证和开发成本。

本手册从用户的角度提供了 RVM 的功能描述。关于各个架构的具体使用，请参看各个架构相应的手册。在本手册中，我们先简要回顾关于虚拟化的若干概念，然后分章节介绍 RVM 的特性和 API。

1.1.1 设计目的和指标

在实际应用中，MCU 系统占据了实时系统中的相当部分。它常常有如下几个特点：

1.1.1.1 深度嵌入

微控制器的应用场合往往和设备本身融为一体，用户通常无法直接感知到此类系统的存在。微控制器的应用程序（通常称为“固件”）一旦写入，往往在整个生命周期中不再更改，或者很少更改。即便有升级的需求，往往也由厂家进行升级。

1.1.1.2 高度可靠

微控制器应用程序对于可靠性有近乎偏执的追求，通常而言任何稍大的系统故障都会引起相对严重的后果。从小型电压力锅到大型起重机，这些系统都不允许发生严重错误，否则会造成重大财产损失或人身伤亡。此外，对于应用的实时性也有非常高的要求，它们通常要么要求整个系统都是硬实时系统，或者系统中直接控制物理系统的那部分为硬实时系统。

1.1.1.3 高效的资源利用

由于微控制器本身资源不多，因此高效地利用它们就非常重要了。微控制器所使用的软件无论是在编写上和编译上总体都为空间复杂度优化，只有小部分对性能和功能至关重要的程序使用时间复杂度优化。

1.1.1.4 资源静态分配，代码静态链接

与微处理器不同，由于深度嵌入的原因，微控制器应用中的绝大部分资源，包括内存和设备在内，都是在系统上电时创建并分配的。通常而言，在微控制器内使用过多的动态特性是不明智的，因为动态特性不仅会对系统的实时响应造成压力，另一方面也会增加功能成功执行的不确定性。如果某些至关重要的功能和某个普通功能都依赖于动态内存分配，那么当普通功能耗尽内存时，可能导致重要功能的内存分配失败。基于同样的或类似的理由，在微控制器中绝大多数代码都是静态链接的，一般不使用动态链接。

1.1.1.5 不具备内存管理单元

与微处理器不同，微控制器通常都不具备内存管理单元（MMU），因此无法实现物理地址到虚拟地址的转换。但是，RVM 也支持使用内存保护单元（MPU），并且大量的中高端微控制器都具备 MPU。与 MMU 不同，MPU 往往仅支持保护一段或几段内存范围，有些还有很复杂的地址对齐限制，因此内存管理功能在微控制器上往往是有很大局限性的。

1.1.1.6 处理器单核居多

如今，绝大多数的微处理器都是多核设计。然而，与微处理器不同，微控制器通常均为单核设计，因此无需考虑很多竞争冒险问题。这可以进一步简化微控制器用户态库的设计。考虑到的确有少部分微控制器采取多核设计或者甚至不对称多核设计，在这些处理器上使用微控制器用户态库时，可以考虑将这两个核分开来配置，运行两套独立的操作系统，并且将处理器之间的中断作为普通的设备中断处理，也即两个处理器互相把对方看做自己的外设。

考虑到以上几点，在设计 RVM 时，所有的内核对象都会在系统启动时创建完全，并且在此时，系统中可用内核对象的上限也就决定了。各个虚拟机则被固化于微控制器的片上非易失性存储器中。

1.1.2 软件版权与许可证

综合考虑到微控制器应用、深度嵌入式应用和传统应用对开源系统的不同要求，RVM 微控制器库所采用的许可证为 LGPL v3，但是对一些特殊情况（比如安防器材、军工系统、航空航天装备、电力系统和医疗器材等）使用特殊的规定。这些特殊规定是就事论事的，对于每一种可能情况的具体条款都会有不同。

1.1.3 主要参考系统

RTOS 通用服务主要参考了如下系统的实现：

RMP（@EDI）

RT-Thread（@睿赛德）

FreeRTOS（@Real-Time Engineering LTD）

虚拟机的设计参考了如下系统的实现：

Contiki（@Contiki Community）

XEN（@Cambridge University）

KVM（@Linux Community）

其他各章的参考文献和参考资料在该章列出。

1.2 前言

作为一个虚拟机监视器，RVM 依赖于底层 RME 操作系统提供的内核服务来维持运行。RVM 采用准虚拟化技术，最大限度节省虚拟化开销，典型情况下仅增加约 1%CPU 开销。

RVM 完全支持低功耗技术和 Tick-Less 技术，可以实现全系统无节拍工作，最大限度减少电力需求。对于那些对确定性有很强要求的应用，该项功能也可以关闭而使用传统的嘀嗒

模式。RVM 也支持可信计算基（TCB）技术，将系统在安全态和非安全态区分开，允许一些虚拟机运行在普通状态，另一些虚拟机运行在可信计算基状态。这样可以允许轻量级区块链（IOTA 等技术）等高敏感操作系统和应用运行在安全环境。

对于整个 RTOS 的虚拟化，可以使用 RVM 的宿主型虚拟机（虚拟机分类见下）技术，中断响应时间和线程切换时间将会增加到原小型 RTOS 的约 4 倍。对于那些对实时性有极高要求的应用，可以使用 RME 本身支持的容器型虚拟机，更可以将处理代码写入中断向量，获取甚至快于小型 RTOS 的响应时间。如有多核处理器还可支持网络功能虚拟化（NFV）和定制硬件虚拟化，将网络功能或者定制 I/O 功能交给单独的一颗处理器来运行定制的虚拟机，从而大幅度增加网络吞吐。

RME 和 RVM 在全配置下功能下共占用最小 64kB 内存（此时可支持 4 个虚拟机，若分配 128kB 内存则可支持 32 个虚拟机），外加固定占用 128kB 程序存储器，适合高性能微控制器使用。此外，如果多个虚拟机同时使用网络协议栈等组件，使用本技术甚至可节省内存，因为网络协议栈等共享组件可以只在系统中创建一个副本，而且多个操作系统的底层切换代码和管理逻辑由于完全被抽象出去，因此在系统中只有一个副本。

在此我们回顾一下虚拟化的种类。在本手册中，我们把虚拟机按照其运行平台分成三类，分别称为原生型（I 型）、宿主型（II 型）和容器型（III 型）。同时，依照虚拟机支持虚拟化方式的不同，又可以分为全虚拟化型（FV）和准虚拟化型（PV）。

1.2.1 原生型虚拟机监视器

原生型虚拟机监视器作为底层软件直接运行在硬件上，创造出多个物理机的实例。多个虚拟机在这些物理机的实例上运行。通常而言，这类虚拟机监视器的性能较高，但是自身不具备虚拟机管理功能，需要 0 域（也即第一个启动的、具有管理特权的虚拟机）对其他虚拟机进行管理。此类虚拟机监视器有 KVM、Hyper-V、ESX Server、Xen、XtratuM 等。

1.2.2 宿主型虚拟机监视器

原生型虚拟机监视器作为应用程序运行在操作系统上，创造出多个物理机的实例。多个虚拟机在这些物理机的实例上运行。通常而言，这类虚拟机监视器的性能较低，但是具备较好的虚拟机管理功能和灵活性。虚拟机均无特权，互相之间无法进行管理。此类虚拟机监视器有 VMware Workstation、Virtual Box、QEMU（不包括其 KVM 版本）等。RVM 是在 RME 上开发的一个应用程序，因此也属于宿主型虚拟机监视器。

1.2.3 容器型虚拟机监视器

容器型虚拟机监视器是由操作系统本身提供的功能，创造出多个相互隔离的操作系统资源分配空间的独立实例。多个应用程序直接在这些资源分配空间实例上运行。通常而言，这类虚拟机监视器的性能最高，虚拟化的内存和时间开销最低，但是它要求应用程序必须是针对它提供的接口编写的。通常而言，这接口与提供了容器型虚拟机监视器功能的操作系统自身的系统调用一致。它具备最低的管理和运行成本，但灵活性最差。此类虚拟机监视器有 Docker、Pouch、RKT、LXC 等。当 RVM 导致的性能开销被认为不合适时，由于 RME 操作系统自身也原生具备容器型虚拟机监视器的能力，也可以把 RVM 提供的用户态库用来开发原生的容器型虚拟机应用。

1.2.4 全虚拟化型虚拟机监视器

全虚拟化型虚拟机监视器是有能力创建和原裸机完全一致的硬件实例的虚拟机监视器。通常而言，这需要 MMU 的介入来进行地址转换，而且对特权指令要进行二进制翻译、陷阱

重定向或专用硬件（Intel VT-x、AMD AMD-V）处理，对于 I/O 也需要特殊硬件功能（Intel VT-d）来重定向。此类虚拟机在 MCU 环境上难于实现，因为微控制器通常都不提供 MMU，也不提供相应的虚拟化硬件进行重定向功能。此类虚拟机监视器有 VMware Workstation、Virtual Box、QEMU、KVM、Hyper-V、ESX Server 等。

1.2.5 准虚拟化型虚拟机监视器

全虚拟化型虚拟机监视器是创建了和原裸机有些许差别的的硬件实例的虚拟机监视器。它使用超调用（Hypercall）处理特权指令和特殊 I/O，并借此避开那些复杂、不必要的全虚拟化必须提供的细节。此类虚拟机在 MCU 环境上能够以较高的性能实现。此类虚拟机监视器有 Xen 等。RVM 也是一个准虚拟化型虚拟机监视器，通过超调用处理系统功能。

1.3 RVM 的组成部分

RVM 由用户态库、中断服务线程和虚拟机监视器三个部分组成。关于这三个部分的介绍如下：

1.3.1 用户态库部分

这一部分是 RME 提供的系统调用的简单封装，它将原来的汇编格式 RME 系统调用接口封装成了 C 语言可以直接调用的形式。这一层被中断服务线程和虚拟机监视器同时依赖，如果需要编写 RME 的原生应用，那么也需要依赖于它。关于该部分的具体介绍以及各个参数的描述请参看 RME 的手册，在这里不加以额外介绍。

1.3.2 中断服务线程部分

这一部分是 RME 的中断服务线程。它们主要用来接受从中断向量来的信号，并对它们加以初步处理后转送信号出去，主要用于 RME 的用户态驱动程序。这些线程运行在用户态的多个进程之中，并且其时间片都是无限的。这一部分线程在 RME 中拥有最高的优先级。这一部分组件是高度安全的，并且和虚拟机完全隔离开来。即使系统中的其他虚拟机都已崩溃，这些组件仍能保证正常运行，从而维护被控设备的安全。

1.3.3 虚拟机监视器部分

这一部分是 RME 系统中优先级最低的部分。这一部分管理各个虚拟机，包括了错误处理线程、时间处理线程、中断处理线程和超调用处理线程、虚拟机中断向量线程和虚拟机用户线程六个线程。该部分是 RVM 的核心，实现了 RVM 的绝大部分功能。

本章参考文献

[1] P. Patel, M. Vanga, and B. B. Brandenburg, "TimerShield: Protecting High-Priority Tasks from Low-Priority Timer Interference," in Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium (RTAS), 2017 IEEE, 2017, pp. 3-12.

[2] A. Dunkels, B. Gronvall, and T. Voigt, "Contiki-a lightweight and flexible operating system for tiny networked sensors," in Local Computer Networks, 2004. 29th Annual IEEE International Conference on, 2004, pp. 455-462.

第二章 用户态库部分

2.1 简介

由于 RME 的系统调用是通过软件中断指令执行的，因此需要一些汇编代码才能访问 RME 的系统调用。由于在实际应用程序中使用汇编代码过于麻烦，因此 RVM 提供了用户态库对于这一部分做了封装，向外提供了这些系统调用的 C 语言接口。这些接口对用户态都是无副作用的，并且是线程安全的。通常而言，RVM 的一般用户不需要直接调用如下函数中的任何部分，而仅需要关注第三章所述的虚拟化接口部分即可。如果要进行 RVM 的定制，使用这些函数才是必须的。关于这些函数的返回值和参数的具体意义请参见 RME 本身的手册。具体的函数列表如下所述：

2.2 权能表相关系统调用

这些接口向外提供了这些权能表相关调用的 C 语言接口。具体的函数列表如下所述：

名称	接口函数原型
创建权能表	ret_t RVM_Captbl_Crt(cid_t Cap_Captbl_Crt, cid_t Cap_Kmem, cid_t Cap_Captbl, ptr_t Vaddr, ptr_t Entry_Num)
删除权能表	ret_t RVM_Captbl_Del(cid_t Cap_Captbl_Del, cid_t Cap_Del)
传递普通权能	ret_t RVM_Captbl_Add(cid_t Cap_Captbl_Dst, cid_t Cap_Dst, cid_t Cap_Captbl_Src, cid_t Cap_Src, ptr_t Flags) 备注：该函数只能用来传递页目录权能、内核功能调用权能、内核内存权能之外的权能。
传递页表权能	ret_t RVM_Captbl_Pgtbl(cid_t Cap_Captbl_Dst, cid_t Cap_Dst, cid_t Cap_Captbl_Src, cid_t Cap_Src, ptr_t Start, ptr_t End, ptr_t Flags) 备注：该函数不能被用来传递其他类型的权能。Start 和 End 两个参数标志了新的页表权能的起始槽位和终止槽位，也即其操作范围。
传递内核功能调用权能	ret_t RVM_Captbl_Kern(cid_t Cap_Captbl_Dst, cid_t Cap_Dst, cid_t Cap_Captbl_Src, cid_t Cap_Src, ptr_t Start, ptr_t End) 备注：该函数不能被用来传递其他类型的权能。Start 和 End 两个参数标志了新的内核功能调用权能的起始槽位和终止槽位，也即其操作范围。
传递内核内存权能	ret_t RVM_Captbl_Kmem(cid_t Cap_Captbl_Dst, cid_t Cap_Dst, cid_t Cap_Captbl_Src, cid_t Cap_Src, ptr_t Start, ptr_t End, ptr_t Flags) 备注：该函数不能被用来传递其他类型的权能。Start 和 End 两个参数标志了新的内核内存权能的起始地址和终止地址，它们被强制对齐到 64Byte。
权能冻结	ret_t RVM_Captbl_Frz(cid_t Cap_Captbl_Frz, cid_t Cap_Frz)
权能移除	ret_t RVM_Captbl_Rem(cid_t Cap_Captbl_Rem, cid_t Cap_Rem)

2.3 内核功能相关系统调用

这些接口向外提供了这些内核功能相关调用的 C 语言接口。具体的函数列表如下所述：

名称	接口函数原型
内核调用激活	ret_t RVM_Kern_Act(cid_t Cap_Kern, ptr_t Func_ID, ptr_t Param1, ptr_t Param2)

2.4 页表相关系统调用

这些接口向外提供了这些页表相关调用的 C 语言接口。具体的函数列表如下所述：

名称	接口函数原型
页目录创建	ret_t RVM_Pgtbl_Crt(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Kmem, cid_t Cap_Pgtbl, ptr_t Vaddr, ptr_t Start_Addr, ptr_t Top_Flag, ptr_t Size_Order, ptr_t Num_Order)
删除页目录	ret_t RVM_Pgtbl_Del(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Pgtbl)
映射内存页	ret_t RVM_Pgtbl_Add(cid_t Cap_Pgtbl_Dst, ptr_t Pos_Dst, ptr_t Flags_Dst, cid_t Cap_Pgtbl_Src, ptr_t Pos_Src, ptr_t Index)
移除内存页	ret_t RVM_Pgtbl_Rem(cid_t Cap_Pgtbl, ptr_t Pos)
构造页目录	ret_t RVM_Pgtbl_Con(cid_t Cap_Pgtbl_Parent, ptr_t Pos, cid_t Cap_Pgtbl_Child)
析构页目录	ret_t RVM_Pgtbl_Des(cid_t Cap_Pgtbl, ptr_t Pos)

2.5 进程相关系统调用

这些接口向外提供了这些进程相关调用的 C 语言接口。具体的函数列表如下所述：

名称	接口函数原型
创建进程	ret_t RVM_Proc_Crt(cid_t Cap_Captbl_Crt, cid_t Cap_Kmem, cid_t Cap_Proc, cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Pgtbl, ptr_t Vaddr)
删除进程	ret_t RVM_Proc_Del(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Proc)
更改权能表	ret_t RVM_Proc_Cpt(cid_t Cap_Proc, cid_t Cap_Captbl)
更改页表	ret_t RVM_Proc_Pgt(cid_t Cap_Proc, cid_t Cap_Pgtbl)

2.6 线程相关系统调用

这些接口向外提供了这些线程相关调用的 C 语言接口。具体的函数列表如下所述：

名称	接口函数原型
创建线程	ret_t RVM_Thd_Crt(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Kmem, cid_t Cap_Thd, cid_t Cap_Proc, ptr_t Max_Prio, ptr_t Vaddr)
删除线程	ret_t RVM_Thd_Del(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Thd)
设置执行属性	ret_t RVM_Thd_Exec_Set(cid_t Cap_Thd, ptr_t Entry, ptr_t Stack)
设置虚拟属性	ret_t RVM_Thd_Hyp_Set(cid_t Cap_Thd, ptr_t Kaddr)
线程绑定	ret_t RVM_Thd_Sched_Bind(cid_t Cap_Thd, cid_t Cap_Thd_Sched, ptr_t Prio)
更改优先级	ret_t RVM_Thd_Sched_Prio(cid_t Cap_Thd, ptr_t Prio)
接收调度事件	ret_t RVM_Thd_Sched_Rcv(cid_t Cap_Thd)
解除绑定	ret_t RVM_Thd_Sched_Free(cid_t Cap_Thd)
传递时间片	ret_t RVM_Thd_Time_Xfer(cid_t Cap_Thd_Dst, cid_t Cap_Thd_Src, ptr_t Time)
切换到某线程	ret_t RVM_Thd_Swt(cid_t Cap_Thd, ptr_t Full_Yield)

2.7 信号端点相关系统调用

这些接口向外提供了这些信号端点相关调用的 C 语言接口。具体的函数列表如下所述：

名称	接口函数原型
创建信号端点	ret_t RVM_Sig_Crt(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Kmem, cid_t Cap_Sig, ptr_t Vaddr)
删除信号端点	ret_t RVM_Sig_Del(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Sig)
向端点发送	ret_t RVM_Sig_Snd(cid_t Cap_Sig)
从端点接收	ret_t RVM_Sig_Rcv(cid_t Cap_Sig)

2.8 线程迁移相关系统调用

这些接口向外提供了这些线程迁移相关调用的 C 语言接口。具体的函数列表如下所述：

名称	接口函数原型
创建线程迁移	ret_t RVM_Inv_Crt(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Kmem, cid_t Cap_Inv, cid_t Cap_Proc, ptr_t Vaddr)
删除线程迁移	ret_t RVM_Inv_Del(cid_t Cap_Captbl, cid_t Cap_Inv)
设置执行属性	ret_t RVM_Inv_Set(cid_t Cap_Inv, ptr_t Entry, ptr_t Stack)
激活线程迁移	ret_t RVM_Inv_Act(cid_t Cap_Inv, ptr_t Param, ptr_t* Retval)
迁移调用返回	ret_t RVM_Inv_Ret(ptr_t Retval)

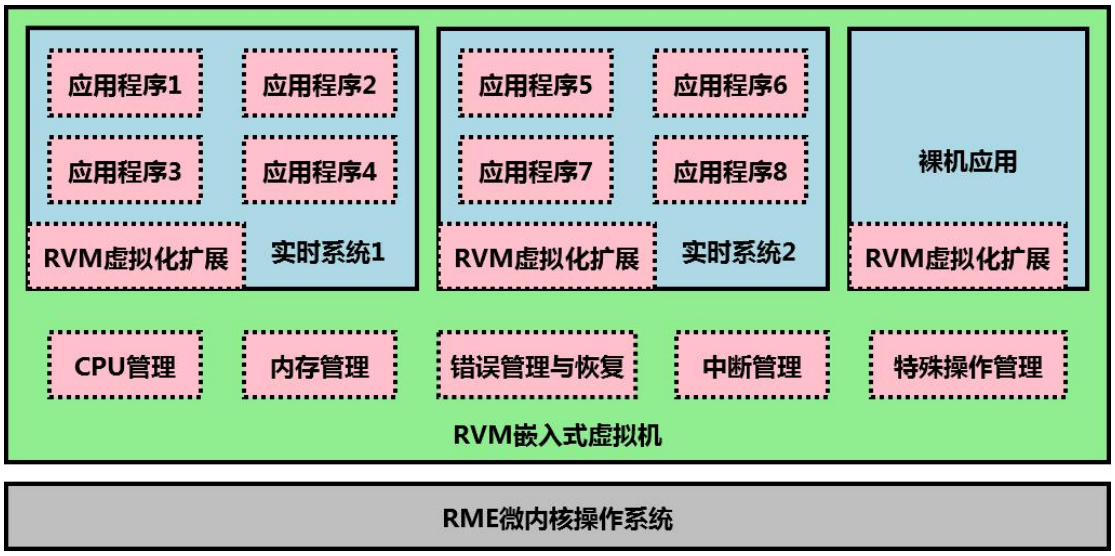
本章参考文献

无

第三章 虚拟机监视器架构概述

3.1 简介

本虚拟机监视器是基于准虚拟化技术实现的。它实现了虚拟化的所有基本功能：内存管理、CPU 管理、中断向量虚拟化和虚拟机错误处理。关于这些实现的具体信息请参见下文所述。虚拟化的总架构见下图。图中实现代表硬件隔离机制，虚线代表软件模组的边界。



在 RVM 内部，各个虚拟机也有它们各自的优先级。这个优先级是静态指定的。不同优先级的虚拟机之间采取抢占式调度策略，相同优先级的虚拟机之间采取时间片轮转调度策略。

3.2 虚拟机映像

在 RVM 中，每个虚拟机被表示成一个映像。这些映像都有自己的映像头，里面储存有关于此映像的信息。这些信息包括虚拟机的起始执行地址、起始栈地址、中断标志数组地址、参数传递区地址、所使用的内存区域和所使用的特殊内核调用等等。这些信息帮助虚拟机监视器正确加载和配置各个虚拟机。虚拟机映像头的地址被放置于每个虚拟机的映像的第一个字，虚拟机监视器会从这里加载它们。每个映像头还包括一个指针，这个指针指向下一个虚拟机映像所存放的位置。这样，虚拟机监视器就可以一个接一个地加载虚拟机映像了。关于虚拟机映像的信息，请参看第四章。

3.3 内存管理

在虚拟机中，最重要的事项之一就是内存管理。考虑到微控制器应用的一般特点，每个虚拟机的内存，包括私有内存和共享内存，都是在运行之前静态指定的。在虚拟机开始运行之后，不允许再新申请内存。这些内存区域的信息会以页表信息的形式放置在虚拟机的映像头内部。如果处理器仅仅支持一级 MPU，在虚拟机内部则不提供特殊手段设立二级保护区域；如果处理器支持二级 MPU，那么需要各个客户机自行设置自己的二级 MPU。关于这些内存区域的信息的存储格式，请参看第四章。

3.4 CPU 的虚拟化

RVM 采用双线程的方法进行 CPU 虚拟化。一个线程负责中断管理，另外一个线程则负责处理用户程序。负责中断管理的线程平时不运行，只有当接收到了来自虚拟机监视器的中断信号时才运行。当中断处理完成后，中断处理线程又阻塞，用户程序线程开始运行。

如果需要在中断线程中修改用户线程的寄存器组，由于用户线程的寄存器组在它被切换出时会被保存在某个可指定的地址，因此只要修改那个地址上的寄存器数据即可。具体的修改方法请参见第四章。

3.5 中断向量的虚拟化

对于虚拟机而言，中断虚拟化是必不可少的。系统中的中断大概可以分成三类，第一类是时钟中断，它负责向操作系统提供时钟嘀嗒；第二类是系统调用中断，它负责响应操作系统的系统调用；第三类则是其他系统中断，它们负责响应其他外设的事务。这三类中断的特点也不同：时钟中断是周期性频繁发生的；系统调用中断本质上是自己发送给自己的软中断；其他系统中断则是不时发生的无规律中断。因此，RVM 对于这三种中断采取了不同的虚拟化策略。

3.5.1 时钟中断的虚拟化

时钟中断由 RME 的底层定时器产生，并且通过内核端点的方式发送到 RVM 的时钟处理守护线程。该守护线程会计算当前经过的时间周期数，并且按时给各个虚拟机发送时钟中断。各个虚拟机的中断处理线程收到时钟中断后负责处理自身内部的定时器，并且调度其线程。

3.5.2 系统调用中断的虚拟化

系统调用中断本质上是一个软中断，它来源于虚拟机自身的内部。这个中断将直接被送往虚拟机的中断线程进行处理，不会经过 RVM。

3.5.3 其他中断的虚拟化

由于不同的虚拟机需要接收不同的外设中断，因此其他外设中断要按需送往各个虚拟机。因此，系统提供了调用接口来让各个虚拟机设置自己的每个虚拟中断向量的物理中断源。每个虚拟机能且只能设置自己的虚拟中断向量对应的物理中断源。一旦该物理中断被触发，登记于这个物理中断上的所有的虚拟机的相应虚拟中断向量均会收到此中断。

3.6 虚拟机间通信

虚拟机间以事件的形式进行通信。任何一个虚拟机都能且只能设置自己的各个虚拟中断向量对应的事件源。一旦其他虚拟机发送该事件，在接收的目标虚拟机中该事件会表现为该中断源被触发。

3.7 虚拟机错误处理

RVM 不提供虚拟机内部的错误处理方法。一旦一个虚拟机内部出现任何不可回复错误，都会导致该虚拟机的立即重启。

3.8 特权级操作

在虚拟机中，有时需要执行一些特权级操作。因此，RVM 提供了一种手段来让虚拟机进行一些在其映像文件头中定义好的特权级操作。虚拟机只能进行这些被定义好的特权级操作而不能进行其他操作，因此这样做仍然是安全的。

第四章 移植 RTOS 和裸机程序到 RVM

4.1 简介

将一个 RTOS 或裸机程序修改以使其能够在 RVM 上运行的过程称为移植。移植可以分为底层库的配置、CPU 的虚拟化和虚拟机间通信三个部分。对于每种不同的架构，RVM 提供了不同的底层库，其内部有预先实现好的各类函数来帮助用户完成移植。对于常见的操作系统如 FreeRTOS、uC/OS 和 RT-Thread 等，RVM 也提供了一个简单的基本移植。

要使用底层库，首先确定要使用的架构，然后将 Guest 文件夹下该架构的底层库拷贝到欲虚拟化的操作系统的对应硬件抽象层中，并从这里开始替换掉该系统的原本底层操作。对于每种架构，其底层库均包含三个文件：guest_xxx.c，guest_xxx.h，guest_xxx_conf.h，它们应该被放置在同一个文件夹中。C 文件要加入 RTOS 的工程中，H 文件要被包含进任何希望使用 RVM 底层库的函数中。guest_xxx_conf.h 中包含的宏定义是用户可以修改的，它们决定了该虚拟机的配置。

4.2 底层库的配置

RVM 底层库的配置文件包括如下宏定义和数据结构。正确配置这些宏定义和数据结构在编译时是必须的。

4.2.1 宏定义

RVM 配置文件中包含的宏定义如下所示：

宏名称	作用
RVM_VM_NAME	虚拟机的名称，一个长度不超过 16 的字符串。该长度包括了字符串结尾的“\0”字符。 例子：#define RVM_VM_NAME "VM Domain 01"
RVM_MAX_INTVECT	本虚拟机内部的最大中断向量数目。这个宏决定了本虚拟机有多少个虚拟中断向量。 例子：#define RVM_MAX_INTVECT 32
RVM_DEBUG_MAX_STR	调试打印的字符串的最长大小。该大小决定了 RVM 底层库提供给该虚拟机的调试打印区的长度。 例子： #define RVM_DEBUG_MAX_STR 128
RVM_USER_STACK_SIZE	虚拟机内部的用户线程堆栈大小，单位为字节。对于裸机应用程序，这个大小应当被设置为后台线程栈的实际尺寸；对于 RTOS 这个值则可以设置得较小些，因为通常而言 RTOS 会为自己的任务单独分配新的栈。 #define RVM_USER_STACK_SIZE 0x100
RVM_INT_STACK_SIZE	虚拟机内部的中断线程堆栈大小，单位为字节。这个大小应当被设置为中断处理线程栈的实际尺寸。 例子：#define RVM_INT_STACK_SIZE 0x400
RVM_VM_PRIO	虚拟机的初始静态优先级。该数值越大则优先级越高，而且该数值不能超过 RVM 编译时支持的最大优先级数量，也即 RVM_MAX_PREEMPT_PRIO-1。 例子：#define RVM_VM_PRIO 1
RVM_VM_SLICES	该虚拟机的初始时间片数量。在 RVM 内部相同优先级的虚

	拟机采用时间片轮转调度，该值即决定了该虚拟机的时间片数量。该时间片的单位是由 RVM 下层的 RME 微内核操作系统的时钟中断频率决定的。 例子：#define RVM_VM_SLICES 10
RVM_PGTBL_NUM	本虚拟机的页表的数量。这个宏决定了页表配置数组的大小。关于页表配置数组的填充，请查看 4.2.2 节相关信息。 例子：#define RVM_PGTBL_NUM 1
RVM_KCAP_NUM	本虚拟机使用到的内核功能调用的数量。这个宏决定了内核功能调用配置数组的大小。关于内核功能调用配置数组的填充，请查看 4.2.2 节相关内容。如果该宏被定义为 0，那么该虚拟机不使用内核特权功能调用。 例子：#define RVM_KCAP_NUM 1
RVM_NEXT_IMAGE	下一个虚拟机映像的存放位置。这个位置应该填写一个十六进制值。如果该值为 0，那么意味着本虚拟机是系统中最后一个虚拟机。 例子：#define RVM_NEXT_IMAGE 0x08020000

4.2.2 数组定义

在配置头文件中还要额外定义两个数组，以确定本虚拟机的内存存取特权和内核功能调用特权。这两个结构体数组分别是页表配置结构体数组和内核功能调用数组。关于它们的具体信息如下所示：

4.2.2.1 页表配置结构体数组

由于每种架构的内存保护单元的结构均不相同，因此页表管理数组的结构也是各不相同的。关于每个架构的内存保护单元的详细信息，请查看该架构对应的 RVM 手册章节。

4.2.2.2 内核功能调用数组

内核功能调用数组储存一系列内核功能调用的调用号。在虚拟机被加载时，这些内核功能调用号对应的内核功能调用权能会被传递到该虚拟机的权能表内，此时即可使用内核功能调用来执行一系列特权级操作。RVM 规定了两类标准内核功能调用：第一类是中断管理相关的内核功能调用，其内核功能调用号从 0 到 512，对应第 0 个到第 511 个物理中断源；第二类是功耗管理相关的内核功能调用，其内核功能调用号为 512。512 号之后的内核功能调用可能随着各种架构的不同而有所不同；关于具体的信息请查看该架构对应的 RVM 手册章节。

通常而言本数组内部包含了允许本虚拟机操作的物理中断的中断号。关于如何使用这些中断号，请参见 4.3 节的相关内容。

4.3 CPU 的虚拟化

CPU 的虚拟化主要需要关注三个部分。第一个部分是 RVM 底层库的初始化，第二个部分是时钟中断的虚拟化，第三个部分是系统调用中断的虚拟化，第四个部分是开关中断函数的虚拟化，第五个部分是外设中断的虚拟化。关于这五个部分我们如下一一介绍。

4.3.1 RVM 底层库的初始化

在虚拟机的执行进入 main 函数后，应当调用 RVM_Init 函数进行虚拟机底层的初始化。这个函数会初始化全部的 RVM 底层库中的变量。

函数原型	void RVM_Init(void)
返回值	无。
参数	无。

4.3.2 虚拟机中断向量表的初始化

在完成虚拟机底层的初始化后，需要填充该虚拟机自身的中断向量表。这个中断向量表和物理中断向量没有任何关系，仅仅用于该虚拟机内部的中断号到中断向量的映射。注册和反注册中断是使用 RVM_Vect_Init 函数进行的：

函数原型	ret_t RVM_Vect_Init(ptr_t Num, void* Handler)
返回值	ret_t 如果成功，返回 0；如果失败返回-1。
参数	ptr_t Num 虚拟机的虚拟中断号。这个中断号的必须在 0 到 RVM_MAX_INTVECT-1 之间。 void* Handler 要为这个虚拟中断号注册的中断处理函数。该函数可以带一个参数，中断处理函数被调用时，该参数即为该中断的中断号。如果这个参数被置为 0，那么意味着清空该中断向量的位置，该中断向量将被除能。

需要注意的是，时钟中断和系统调用中断的向量必须被注册。时钟中断的向量号永远是 0，系统调用中断的向量号永远是 1。关于时钟中断和系统调用中断的具体信息请参见 4.3.3 节和 4.3.4 节。

在进行系统初始化工作之前，如果需要，可以调用函数 RVM_Disable_Int 来关闭中断；

函数原型	void RVM_Disable_Int(void)
返回值	无。
参数	无。

在完成所有的系统初始化工作之后，需要调用函数 RVM_Enable_Int 来开启中断。

函数原型	void RVM_Enable_Int(void)
返回值	无。
参数	无。

4.3.3 时钟中断的虚拟化

通常而言，RTOS 都需要一个周期性的时钟中断来帮助其进行任务调度和维护内部的定时器列表。在 RVM 中，仅需要将其原时钟中断处理函数注册到中断向量号 0 即可在系统启动完成、中断被使能后接收到这个中断。时钟中断的频率可以通过函数 RVM_Tim_Prog 进行配置。

函数原型	ret_t RVM_Tim_Prog(ptr_t Period)
返回值	ret_t 如果成功，返回 0；如果失败则返回-1。
参数	ptr_t Period 时钟中断的周期，单位是底层 RME 操作系统的时钟中断周期。

4.3.4 系统调用中断的虚拟化

一般的 RTOS 都有一个中断向量专门负责系统中任务的切换，比如 Cortex-M 系列上的 PendSV 向量。在 RVM 中，仅需要将原向量注册到中断向量号 1 即可接收到此中断。

需要注意的是，对于 RTOS，这个中断向量一般用汇编写成，并且需要保存和恢复用户线程的寄存器组。在 RVM 上，由于用户线程在停止执行时其寄存器组已经被保存在了 RVM_Regs 结构体内，因此只要操作这个结构体内部的寄存器即可。因此，整个切换向量无需使用汇编语言编写，而可以使用 C 语言编写。

对于每个架构，RVM_Regs 结构体的内容都是不一样的。关于具体信息请查看每个架构对应的 RVM 手册章节。

4.3.5 开关中断函数的虚拟化

一般的 RTOS 都会有两个函数来开中断或者关中断。在 RVM 底层库中，可以使用函数 RMP_Disable_Int 或 RMP_Enable_Int 来关闭或开启虚拟机的中断。关于这两个函数的详细介绍请查看 4.3.2 节相关内容。

4.3.6 外设中断的虚拟化

RTOS 一般都提供了一些函数来从中断中发送信息，比如从中断内向线程邮箱或是某信号量发送。要在虚拟化的 RTOS 之中使用外设中断，首先需要配置虚拟机的中断向量表。关于中断向量表的配置请参见 4.3.2 节。

在虚拟机中断向量表配置完成后，还需要进行从物理中断到虚拟中断的映射；如果物理中断源的优先级未配置或未被使能，还要配置物理中断的优先级或者使能物理中断。当不需要使用某个物理中断时则可以将该物理中断关闭。

4.3.6.1 映射物理中断到虚拟中断

要进行物理中断到虚拟中断的映射，可以使用函数 RVM_Reg_Int。

函数原型	ret_t RVM_Reg_Int(ptr_t Vect_Num, ptr_t Int_Num)
返回值	ret_t 如果成功，返回中断注册号，该号码可以用于取消映射；如果失败则返回-1。
参数	ptr_t Vect_Num 虚拟机的虚拟中断号。 ptr_t Int_Num 物理中断的中断号在内核功能调用数组中的位置。

4.3.6.2 取消物理中断到虚拟中断的映射

要取消物理中断到虚拟中断的映射，可以使用函数 RVM_Del_Int。

函数原型	ret_t RVM_Del_Int(cnt_t Int_ID)
返回值	ret_t 如果成功，0；如果失败则返回-1。
参数	cnt_t Int_ID 由 RVM_Reg_Int 返回的中断注册号码。

需要注意的是，任何一个物理中断都只能在一个虚拟机中被映射一次。进行映射时如果检测到之前有同样的物理中断被映射到本虚拟机的任何中断向量，都会返回失败。

4.3.6.3 使能物理中断源

要使能一个物理中断源，需要使用函数 RVM_HW_Int_Enable。

函数原型	ret_t RVM_HW_Int_Enable(ptr_t Int_ID)
返回值	ret_t 如果成功，0；如果失败则返回-1。
参数	ptr_t Int_ID 物理中断的中断号在内核功能调用数组中的位置。

4.3.6.4 除能物理中断源

要除能一个物理中断源，需要使用函数 RVM_HW_Int_Disable。

函数原型	ret_t RVM_HW_Int_Disable(ptr_t Int_ID)
返回值	ret_t 如果成功，0；如果失败则返回-1。
参数	ptr_t Int_ID 物理中断的中断号在内核功能调用数组中的位置。

4.3.6.5 设置物理中断源的中断优先级

要设置一个物理中断源的中断优先级，需要使用函数 RVM_HW_Int_Prio。

函数原型	ret_t RVM_HW_Int_Prio(ptr_t Int_ID, ptr_t Prio)
返回值	ret_t 如果成功，0；如果失败则返回-1。
参数	ptr_t Int_ID 物理中断的中断号在内核功能调用数组中的位置。 ptr_t Prio 要设置给该物理中断的优先级。

4.4 虚拟机间通信

虚拟机间的通信是以事件的形式进行的。虚拟机之间可以互相发送事件。从源虚拟机发送向目标虚拟机的事件在目标虚拟机内部表现为一个中断信号。要创建事件通道，需要目标虚拟机声明允许源虚拟机向其发送事件，并且要指明该事件对应的中断向量。

4.4.1 注册事件

事件的注册由目标虚拟机通过调用函数 RVM_Reg_Evt 完成。一个虚拟中断向量可以被注册为能够接收来自多个虚拟机的事件，不同的虚拟中断向量也允许接收来自同一个虚拟机的事件。

函数原型	ret_t RVM_Reg_Evt(ptr_t Int_Num, ptr_t VMID)
返回值	ret_t 如果成功，返回事件注册号，该号码可以用于取消注册；如果失败则返回-1。
参数	ptr_t Int_Num 该事件要被送到的虚拟中断向量的向量号。 ptr_t VMID 允许向目标虚拟机发送中断的源虚拟机的虚拟机 ID。关于如何得到这个 ID，请参考 4.4.6 节所述。

4.4.2 删除事件

事件的删除必须由创建了该事件的虚拟机通过调用 RMP_Del_Evt 函数进行。

函数原型	ret_t RMP_Del_Evt(cnt_t Evt_ID)
返回值	ret_t 如果成功，返回 0；如果失败则返回-1。
参数	cnt_t Evt_ID 由 RVM_Reg_Evt 返回的事件注册号码。

4.4.3 等待事件

要暂停虚拟机的运行并等待一个中断来临，需要调用函数 RVM_Wait_Evt。RTOS 通常都有一个空闲线程或者空闲钩子函数；此时要在该钩子函数内部反复调用此函数，以在本虚拟机空闲时释放 CPU 资源给更低优先级的虚拟机运行。

函数原型	ret_t RVM_Wait_Evt(void)
返回值	ret_t 如果成功，返回 0；如果失败则返回-1。
参数	无。

4.4.4 发送事件

要向一个目标虚拟机发送事件，需要调用函数 RVM_Send_Evt。

函数原型	ret_t RVM_Send_Evt(ptr_t Evt_ID)
返回值	ret_t 如果成功，返回 0；如果失败则返回-1。
参数	ptr_t Evt_ID 该事件的事件注册号。在源虚拟机内部它可以通过 RVM_Query_Evt 函数查找得到。

4.4.5 查找事件

要通过虚拟机的虚拟机 ID 查找事件的注册号，可以通过 RVM_Query_Evt 函数进行。

函数原型	ret_t RVM_Query_Evt(ptr_t VMID)
返回值	ret_t 如果成功，返回第一个事件的注册号（可能在目标虚拟机内部有多个事件都允许该源虚拟机发送）；如果失败则返回-1。
参数	ptr_t VMID 目标虚拟机的虚拟机 ID。

4.4.6 查找虚拟机 ID

要通过虚拟机的字符串名称查找虚拟机的 ID，可以通过 RVM_Query_VM 进行。

函数原型	ret_t RVM_Query_VM(char* Name)
返回值	ret_t 如果成功，返回虚拟机的 ID；如果失败则返回-1。
参数	char* Name 要查询的虚拟机的字符串名称，最长不超过 16（包括字符串结尾的‘\0’）。 如果有多个同名的虚拟机，只有第一个虚拟机的 ID 会被返回。

第五章 移植 RVM 到新架构

待完成的工作

附录一 Cortex-M 上的 RVM 细节

待完成的工作

附录二 Cortex-R 上的 RVM 细节

待完成的工作

附录三 TMS320C66X 上的 RVM 细节

待完成的工作