

**HoitFS: A Norflash based filesystem implemented on SylixOS**

**成员：** 潘延麒、胡智胜、张楠

**指导教师：**夏文、江仲鸣、陈洪邦、蒋太金

**摘 要**

HoitFS是一款基于SylixOS的Norflash文件系统，它以JFFS2作为原型，承接了JFFS2的各种优缺点。与类似EXT2的磁盘文件系统将索引结构布局在磁盘固定位置不同，JFFS2将内存结构布局到了内存中，该设计很大一部分原因是由于Norflash的擦写寿命有限，不能原地更新，只能异地更新（Out-of-Place Update）。这意味着JFFS2的可拓展性较差，原因有二：首先，为了维护内存索引，JFFS2需要在挂载时扫描整个介质来构建内存结构；其次，Norflash通常被用于嵌入式设备，这意味着并没有大量内存供JFFS2使用。于是，当介质容量提升，JFFS2的性能便会有明显的下降。此外，由于JFFS2采用异地更新模式，因此当介质即将写满后将触发垃圾回收机制（Garbage Collection，GC），此时整个文件系统的写入带宽将受到严重影响。

针对JFFS2的上述缺点，HoitFS设计实现了三个优化方案：① 擦写总结块（Erasable Summary Block）实现。将提升挂载性能；② 后台GC实现（Background GC）。将减少前台GC次数，从而降低文件系统GC负载；③ 可合并红黑树（Mergeable Tree）实现。将显著降低顺序小数据写入带来的红黑树内存负载。

此外，为了测试HoitFS文件系统性能，我们移植了新型Norflash文件系统SpifFS，并制作了基于Norflash的基准测试工具fstester。最终测试结果表明HoitFS在数据写入、垃圾回收等方面都有占有优势，这得益于HoitFS的索引分布在内存中；SpifFS却在挂载、顺序读方面表现突出，这得益于SpifFS的索引分布在物理介质中。从SpifFS的设计中，我们获取了更多HoitFS优化灵感，这将在未来展望一节中做出阐述。

总结HoitFS项目做出的**贡献**如下：

* **完成赛题基本要求**。包括：① 文件系统基本接口完成（文件读、写、目录操作等）；② 软、硬连接，读写平衡实现；③ 掉电安全实现；
* **移植SpifFS**。除了开发HoitFS，我们将SpifFS移植到SylixOS中，使得我们能够进行性能评测；
* **EBS + MT机制**。我们为HoitFS实现了EBS与多线程（Multi Thread，MT）挂载机制，使得挂载速率相比未采用该机制有了显著的提升。同时，EBS的存在在一定程度上保证了文件系统写入的一致性；
* **Background GC**。我们为HoitFS加入了后台GC机制，使得我们在写入相同大小文件的情况下，能够相对减少前台GC次数，从而提升写效率；
* **Mergeable Tree**。为了解决小数据写入带来的内存爆炸性增长，我们设计并实现了Mergeable Tree，并能够大大缓解小数据写入带来的内存开销；

接下来的章节将这样安排：第一小节介绍**项目背景**，包括Norflash设备，JFFS2以及SpifFS文件系统；第二小节介绍**HoitFS设计与实现**，包括HoitFS上层设计与在SylixOS上的实现；第三小节介绍**HoitFS的优化设计**，包括EBS、Background GC以及Mergeable Tree设计动机与实现方案；第四小节介绍**HoitFS实验测试**，测试前准备与测试结果；第五小节提出**未来展望**，给出更多的头脑风暴方案；第六小节对整个HoitFS项目历程做出**回顾与总结**，谈谈这一年来的收获与体会。

**目 录**

[1. 项目介绍 4](#_Toc80129688)

[1.1 Norflash设备 5](#_Toc80129689)

[1.2 JFFS2与SpifFS文件系统 6](#_Toc80129690)

[1.2.1 JFFS2 7](#_Toc80129691)

[1.2.2 SpifFS 8](#_Toc80129692)

[2. HoitFS设计与实现 9](#_Toc80129693)

[2.1 HoitFS上层设计 9](#_Toc80129694)

[2.1.1 节点设计 9](#_Toc80129695)

[2.1.2 节点管理结构设计 10](#_Toc80129696)

[2.1.3 文件组织 11](#_Toc80129697)

[2.1.4 可靠性设计 13](#_Toc80129698)

[2.2 HoitFS实现 13](#_Toc80129699)

[2.2.1 驱动适配 14](#_Toc80129700)

[2.2.2 HoitFS在SylixOS上的实现 14](#_Toc80129701)

[3. HoitFS优化设计 14](#_Toc80129702)

[3.1 EBS + MT机制 14](#_Toc80129703)

[3.2 Background GC机制 14](#_Toc80129704)

[3.3 Mergeable Tree 14](#_Toc80129705)

[4. HoitFS实验测试 14](#_Toc80129706)

[4.1 实验准备 15](#_Toc80129707)

[4.2 实验结果 15](#_Toc80129708)

[5. 未来展望 15](#_Toc80129709)

[5.1 冷热文件分离 15](#_Toc80129710)

[5.2 虚拟文件描述符 15](#_Toc80129711)

[5.3 受SpifFS启发的新型索引结构设计 15](#_Toc80129712)

[6. 回顾与总结 15](#_Toc80129713)

[7. 参考文献 16](#_Toc80129714)

# 项目介绍

HoitFS项目以企业需求为背景、以赛题为驱动，旨在实现一款基于SylixOS的Norflash文件系统。题目要求较为简单：① 文件系统基本I/O接口实现；② 软、硬链接实现，磨损均衡实现；③ 掉电安全实现。在开始正式介绍前，先自问自答三个问题：

* **为什么要选择该题目？**

SylixOS是国人自研大型实时嵌入式操作系统，在航空航天、工业国防等领域均有突出的贡献，我们希望能够一览现代国产操作系统的雄姿，学习其架构思想，为国产OS的成长献一份绵薄之力；

* **为何题目要求设备是Norflash而非Nandflash？**

尽管Nandflash无论在市场规模还是在综合性能方面都优于Norflash，但为何题目仍然是在Norflash上开发文件系统呢？原因有二：首先，SylixOS并没有类似Linux的MTD（Memory Technology Device）设备，因此SylixOS还不支持对Norflash的访问；其次，SylixOS的工业合作伙伴对Norflash设备有所需求，因此，需要我们完成一个支持Norflash的文件系统。

* **为什么叫HoitFS？**

Hoit可以被拆为Hot HITSZer，意为热情的哈工深人，此外，我们团队名原本就是Hoit-23o2，这是我们团队的仓库地址[Hoit-23o2 (github.com)](https://github.com/Hoit-23o2)，因此，称其为HoitFS也就顺理成章了。

## 1.1 Norflash设备

Norflash和Nandflash是现在市场上两种主要的非易失闪存技术。Intel于1988年首先开发出Norflash技术，打破了由EPROM与EEPROM一统天下的局面。紧接着，1989年，东芝公司发表了Nandflash，Nandflash的设计思想是强调降低每比特成本、更高的性能收益以及像磁盘一样可以通过接口轻松升级。

Norflash的特点是片上执行（eXecute In Place，XIP），应用程序可以直接在flash闪存上运行，不必再把代码读入RAM中，如此Norflash的传输效率较传统磁盘自然有较大的提升[1]，其中1 ~ 4MB小容量Norflash具有最大的成本收益。但Norflash的写入和擦除效率实在过于低下，远不如Nandflash，这是由于Norflash要求在进行写入前，需要将目标块内的位擦除为1，而Norflash的擦除单位是64 ~ 128KB的块，因此执行一个“擦除-写入”时间约为5s；而Nandflash的擦除单位是8 ~ 32 KB的块，且写入操作较为直接简单，因此执行一个“擦除-写入”时间最多只需4ms。

Norflash相较于Nandflash的优势在于它读速率较快，因为Norflash具有随机访问特点，而Nandflash只能通过按页的方式访问。

本次大赛使用的Norflash芯片是Am29LV160DB，该芯片搭载于mini 2440开发版上，大小仅具2MB。据mini 2440官方描述，该Norflash芯片主要用于嵌入式学习使用。此外，该Norflash还常被用于存放U-boot，利用Norflash的XIP特性能够加快OS启动速率。表1.1总结了Am29LV160DB芯片的读写性能带宽，可见，与传统磁盘设备相比，Am29LV160DB芯片的带宽要低很多。

表1.1 Am29LV160DB芯片读写性能参数[2]

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
|  | 读 | 按字写 | 按字节写 |
| 耗时（us） | Max. 0.07 ~ 0.12 | 7 ~ 210 | 5 ~ 150 |
| 带宽（kb / s） | Max. 8,138 ~ 13,950 | 9 ~ 279 | 6.5 ~ 195 |

注：Max.代表至多，读性能参数手册没有给出具体参数，只能通过时序图计算，这里计算时只考虑Addresses Stable Time

Am29LV160DB的研发至今也长达20年之久，因此Am29LV160DB并不能作为工业界衡量Norflash性能标准，事实上，华邦电子（Winbond Elections）生产的Norflash在性能上有着显著提升，以W25Q256JW\_DTR Norflash芯片为例[3]，其读速率高达66MB/s，也就是Am29LV160DB的6倍，而其最快擦写吞吐量在133MHZ的机器上也高达1330次/s。此外W25Q256JW\_DTR的存储容量也有32MB，远大于Am29LV160DB。

那么，在Am29LV160DB上进行开发是否与现代生产脱节呢？关于这一点，赛题出题方也没能给出一个令我们满意的解释。大概理由有两点：① SylixOS目前支持的带Norflash的单板mini 2440便是其中之一，如果用其他单板做开发可能事倍功半；② 我们团队认为SylixOS可能更希望的是项目Demo而非真正地为公司提供可合并代码，因此使用Am29LV160DB就够了。

## 1.2 JFFS2与SpifFS文件系统

传统Norflash文件系统有很多：JFFS系列、YAFFS系列等，它们都是基于日志结构的文件系统，这是由于flash设备擦除寿命有限所致——例如Norflash的擦写寿命仅在10万次左右，文件系统不能做原地更新，所有的更新都应该是异地的、追加的写在介质上。此外，为了支持异地更新特性，flash文件系统的一切数据都以节点形态存在，每个节点带有元数据，用于记录它的逻辑信息。

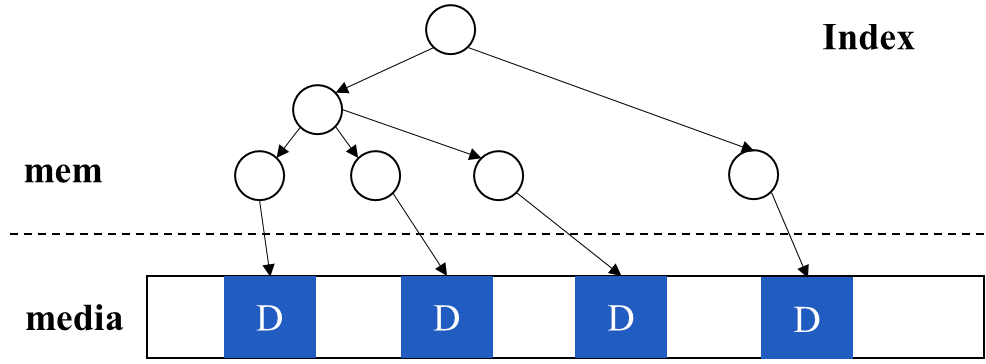
这些文件系统间最大的不同在于节点索引结构的设计。例如以JFFS2为典型的索引结构分布在内存中，如图1.1所示。这样的结构能够提升文件查找、更新效率。

图1.1 索引在内存中

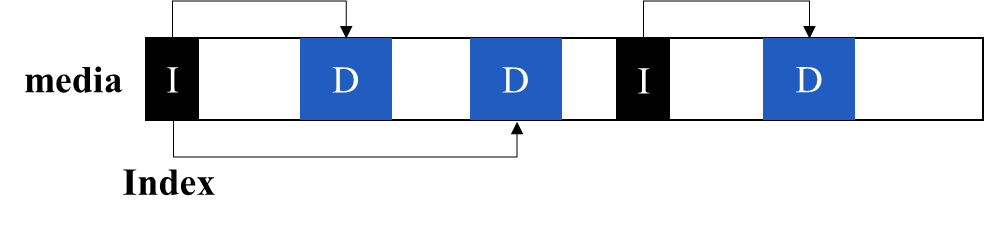
 另外便是以YAFFS为例的索引结构分布在介质中，如图1.2所示。这样的结构有利于文件系统的拓展，但在更新、查找时效率会有所下降。

图1.2 索引在介质上

SpifFS是基于YAFFS2改良的文件系统，由[pellepl](https://github.com/pellepl)于2013年开发，其因RAM开销小、快速读特性，目前已经被广泛应用于嵌入式领域。华为自研操作系统Lite OS便搭载了SpifFS文件系统能力[4]。

接下来，我们着重介绍JFFS2以及SpifFS文件系统的关键设计。

### 1.2.1 JFFS2

JFFS2的关键设计在于将索引结构放在内存中，从而加速文件读写、更新速率。JFFS2的内存结构分为3层。

首先是**物理层**，物理层收集整个Norflash上的有效节点，并构建指向节点的Ref结构；其次是**逻辑层**，逻辑层将物理层属于同一个文件的节点收集起来，并记录它们在文件中的逻辑位置；最后是**逻辑管理层**，该层将逻辑层节点按逻辑顺序组合起来，为上层接口提供便捷的访问手段。

可见，JFFS2的内存开销不小，随着介质增大，JFFS2在内存中需要管理的结构将会线性增长，这是JFFS2的最大弊端。

### 1.2.2 SpifFS

有关SpifFS设计实现与移植，我们有更详细的文档说明，见[5]，这里仅对SpifFS关键思想做出阐述。

SpifFS将介质划分为Sector，Sector再被划分为页面，每个Sector均具有Lookup页面，Lookup页面类似位图，记录了该Sector中每个页面的元信息，大大提升查找效率，SpifFS布局如图1.3所示。其中Index页面表示一个文件的索

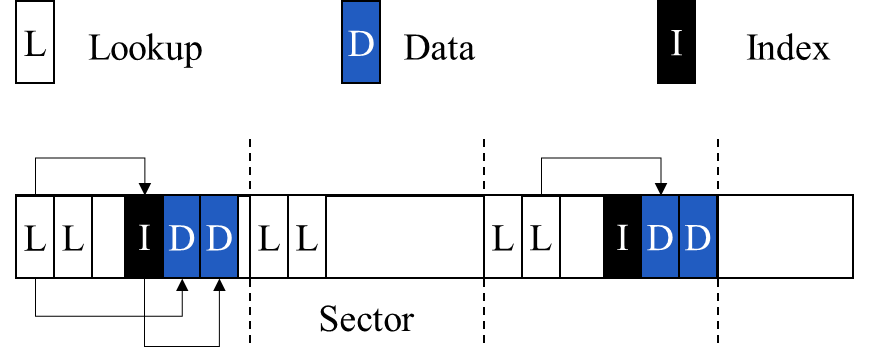
引结构，而Data页面自然表示一个文件的数据。

图1.3 SpifFS布局

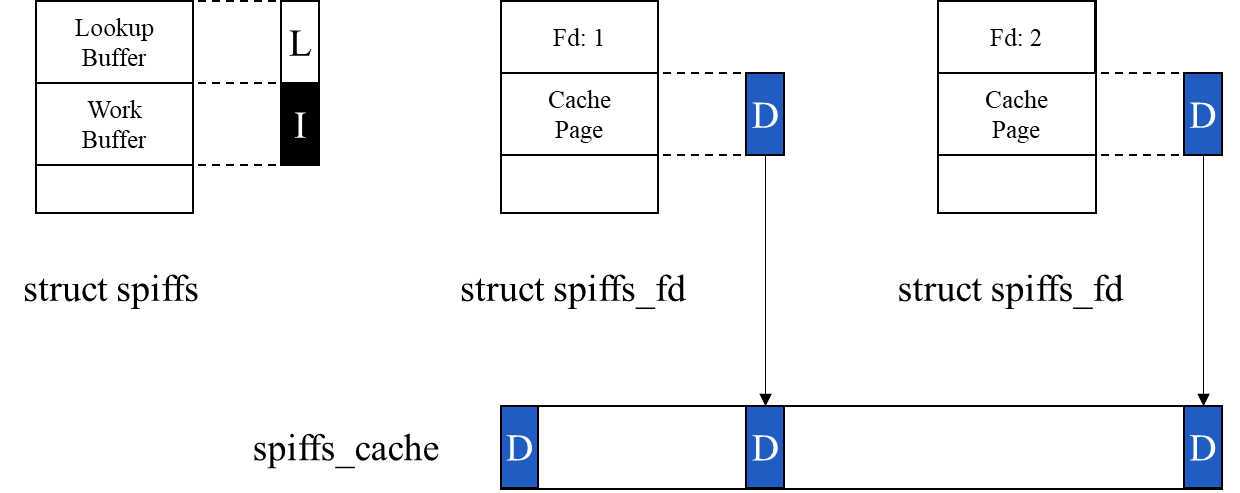
 SpifFS的设计目标是尽可能节省内存开销，因此，SpifFS的上层结构中只缓存一个Lookup页面与一个Index页面用于加速**当前**查找，此外SpifFS采用Cache结构来缓存Data页面，每个文件可将字节页面加载到Cache中从而加速**当前**写入与读出效率，如图1.4所示。

图1.4 SpifFS内存结构

可见SpifFS的内存开销远低于JFFS2内存开销，但有得必有失，SpifFS设计虽然将内存开销降到了一个极低的水平，但是它的读写性能也会因此受到一定的影响，很大一个原因在于它在内存中只缓存了一个Index页面，当发生随机读写的时候，由于Index页面的不断更新，将会导致SpifFS需要不断扫描介质，这造成了它的瓶颈。而JFFS2由于整个索引结构都在内存中，因此其随机读写效率将远高于SpifFS。

# 2. HoitFS设计与实现

HoitFS的设计承接自JFFS2，在理解了JFFS2的原理后，我们从0到1在SylixOS上自行开发实现了HoitFS。本节从较高的维度去介绍HoitFS的设计与实现，更详细的设计实现文档可以参考[6]。

## 2.1 HoitFS上层设计

### 2.1.1 节点设计

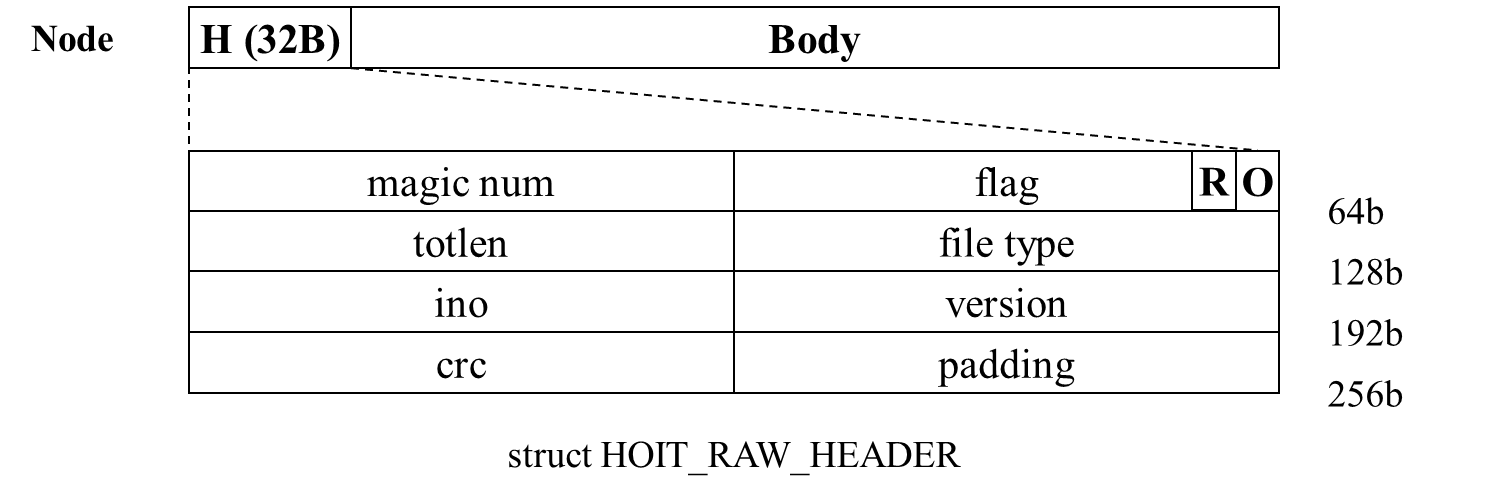
 基于flash设备的文件系统具有“一切皆节点”这样一个通用概念，原因在于flash设备擦除寿命有限，我们只能进行异地更新。而节点设计将与异地更新机制完美契合。在HoitFS中，我们设计节点结构如图2.1所示。

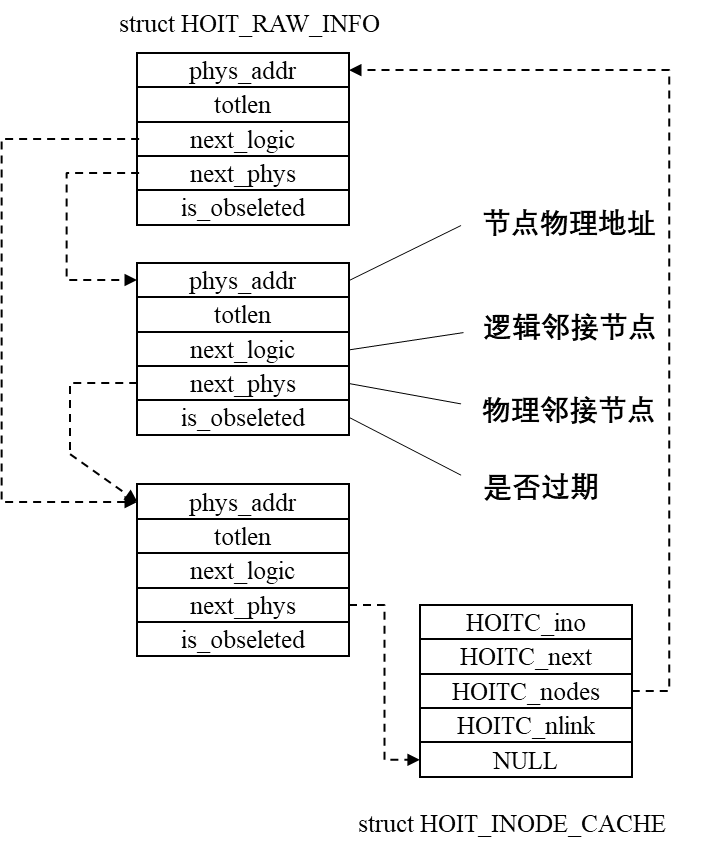
图2.1 HoitFS节点设计

其中，magic num用于标识该节点属于HoitFS，flag最末位O flag标识该节点是否过期，totlen标识该节点的总长度，即H + Body的长度，ino则表示该节点属于的文件号，version代表节点写入的序列号，通过version与O flag字段，我们可以一致地判断节点是否过期，最后，crc（Cyclic Redundancy Check）字段保证该节点是有效节点，其携带的数据没有被损坏。

crc字段非常重要，它涉及到掉电安全的实现，当我们发现crc校验出错时，那么相应的文件就必须进行一致性检测，从而恢复文件系统的状态。

### 2.1.2 节点管理结构设计

随着系统的不断运行，HoitFS的节点将分布在介质上的各个地方，我们需要通过某种机制快速定位节点位置。节点管理结构的设计承接自JFFS2，如图2.2所示。

该结构由两部分组成：① 描述物理节点信息的HOIT\_RAW\_INFO结构； ② 快速定位HOIT\_RAW\_INFO的HOIT\_INODE\_CACHE。其中，HOIT\_RAW\_INFO的phys\_addr字段将记录节点的特定位置，next\_logic字段串接起所有ino相同的节点，next\_phys字段则是用于记录下一个在物理介质上相邻的节点位置。由next\_logic字段串接起的节点构成了整个文件号为ino的文件，不过**注意**，此时只能够确定该文件由这些节点组成，却并不确定这些节点如何组成该文件。

HOIT\_INODE\_CACHE为文件访问它的所有节点提供了便利。HoitFS会为每个文件都维护一个HOIT\_INODE\_CACHE结构，HoitFS通过单链表结构管理

HOIT\_INODE\_CACHE。其中字段HOIT 图2.2 HoitFS节点管理结构

C\_ino记录了文件ino号，字段HOITC\_n

odes则记录了首个属于该文件的HOIT\_RAW\_INFO结构。通过HOITC\_nodes以及next\_logic字段，HoitFS便能够快速获取某文件的所有物理节点。

由于HoitFS节点管理结构直接与物理节点打交道，因此，我们把它视为HoitFS的物理层结构。

### 2.1.3 文件组织

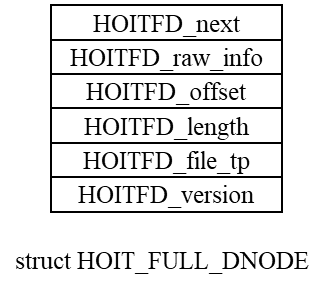
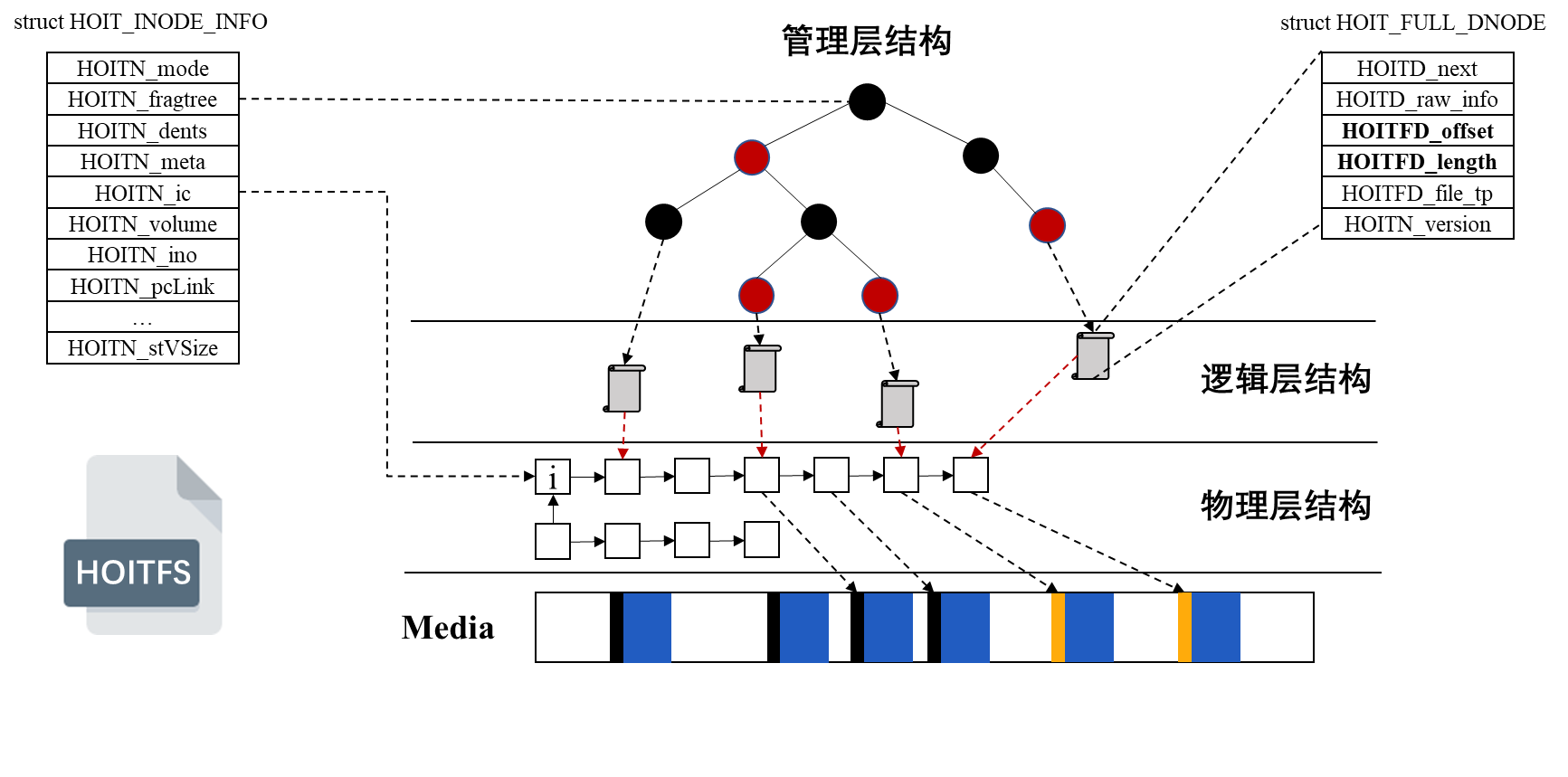
 HoitFS的文件结构在物理层的基础上搭建。首先，HoitFS会通过物理节点携带的信息建立起逻辑层结构，逻辑层结构的节点如图2.3所示。其中，字段HOITFD\_raw\_info指向物理层节点，字段HOITFD\_offset描述了该物理节点在文件内部的偏移，字段HOITFD\_length描述了该物理节点在文件内部的大小，字段HOITFD\_file\_tp及字段HOITFD\_version分别表示文件类型以及当前节点版本号。逻辑层结构为文件的每个物理节

图2.3 HoitFS逻辑节点 点找到了在文件中的归宿。但需要注意的是，此时的逻辑节点间还没有建立起一致性联系，举个例子，假设有两个逻辑节点：第一个节点表示文件区间，第二个节点表示文件区间，此时两个逻辑节点发生了覆盖，再假设第二个节点version字段更高，表明第二个节点覆盖了第一个节点，因此，如果我们需要访问该文件区间的内容，我们需要的是第一个节点部分以及第二个节点部分，这才保证了逻辑节点的一致性。

为了加速这种一致性维护，我们在逻辑层之上建立起了逻辑管理层。逻辑管理层的本质是一颗红黑树，红黑树节点的键值为逻辑节点的HOITFD\_offset字段，在每次添加新节点时，我们便通过遍历红黑树找到产生逻辑覆盖部分，并作一致性修正，从而维护好文件的逻辑结构。算法1描述了红黑树插入过程中我们会做的工作。其中，do\_fix将会根据四种不同的覆盖方式进行一致性恢复，详情请见[6]“3.2.3 HoitFS FragTree 管理层”，这里不再赘述。

|  |
| --- |
| Algorithm 1：hoitFragTreeInsert(tree, node) |
| 1. min\_node = get\_minimum(tree) 2. traverse = min\_node 3. cur\_low  = node.HOITFD\_offset 4. cur\_high = cur\_low + node.HOITFD\_length 5. while(traverse) { 6. next        = get\_succesor(traverse) 7. target\_low  = traverse.HOITFD\_offset 8. target\_high = target\_low + traverse.HOITFD\_length 9. if [cur\_low, cur\_high] overlay [target\_low, target\_high] 10. do\_fix() 11. endif 12. traverse    = next 13. } |

最终，整个HoitFS文件结构的全貌如图2.4所示。其中，HOIT\_INODE\_INFO结构便是HoitFS文件的最上层描述，其中有三个字段最为重要：① HOITN\_ino，该字段表明该文件的唯一ino号；② HOITN\_ic，ic即inode­\_cache，该字段指向前文描述的HOIT\_INODE\_CACHE结构；③ HOITN\_fragtree，该字段构建起用于逻辑层管理的红黑树，使得整个文件系统能够有条不紊的执行读写操作。

图2.4 HoitFS文件结构

可见，HoitFS延续了 JFFS2的思想，通过物理层、逻辑层以及逻辑管理层共同支撑起文件系统的核心。

### 2.1.4 可靠性设计

由于Norflash擦写寿命有限，因此我们需要小心翼翼地规划每一次落盘IO，从而保证HoitFS的可靠性。为此我们设计了三种机制，它们分别是：① **多头链表**选择机制；② Cache缓存机制；③ 比特级检验算法；

#### 2.1.4.1 多头链表选择

多头链表的设计顺延了JFFS2的设计思路：划分不同类别的Sector，利用随机性保证每个Sector都有擦写的机会，从而保证Norflash的磨损均衡。为了简化设计，我们定义了三种类型的链表：① Dirty List，该链表代表所有的具有过时节点（出现节点覆盖很可能产生过时节点）的Sector；② Clean List，该链表代表所有的全为有效节点的Sector；③ Free List，该链表代表被标记为空的Sector。在擦除回收时，有99%的概率从Dirty List中选择Sector，而有1%的概率从剩下两种链表中选择Sector。虽然暂时无法证明该方法具有多好磨损均衡性[7]，但从前人的经验来看，这样做是比较合理的。

#### 2.1.4.2 Cache缓存机制

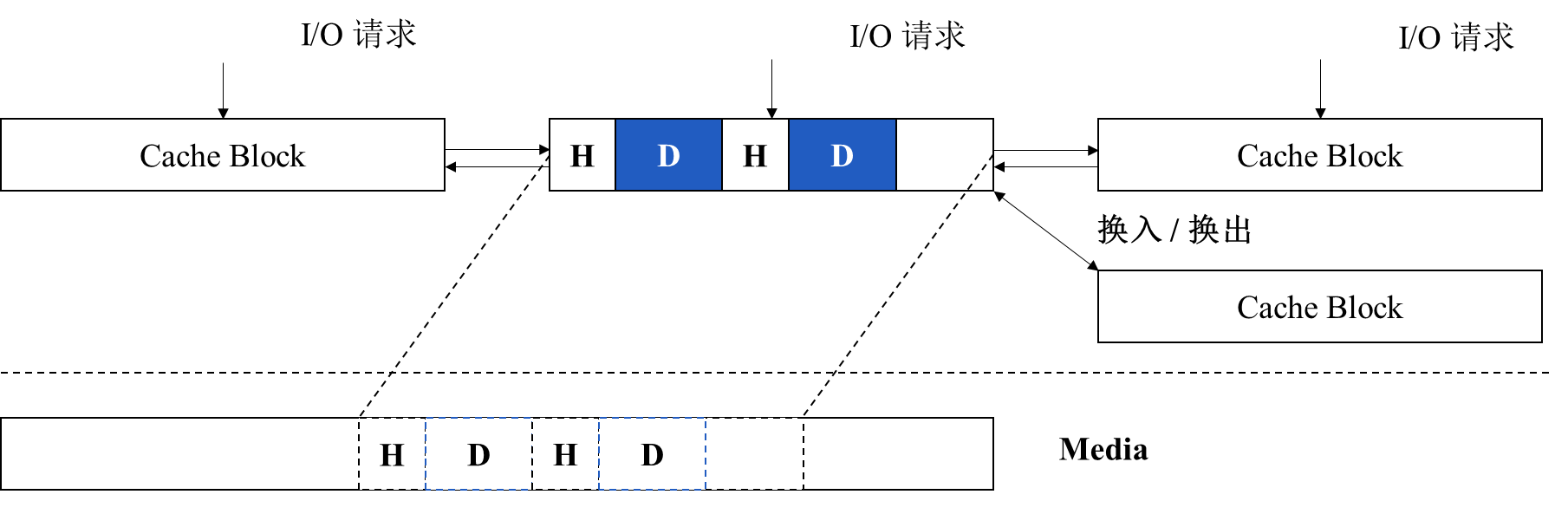
 Cache机制是为了尽可能延缓落盘IO，从而减少对Norflash的大量写入。我们采用双向链表结构维护Cache Block结构，每个Cache Block都具有数据缓存的能力，当所有Cache Block都被写满后，我们会采用LRU算法换入一个空的Cache Block，并将被替换的Cache Block的数据回写到Norflash的指定位置，Cache机制示意图如图2.5所示。

图2.5 HoitFS Cache缓存机制示意图

#### 2.1.4.3 比特级检验算法

在1.1节中，我们提到在每次写Norflash前，我们会进行擦除操作，但这不完全正确。事实上，对于Norflash而言，其写操作是将比特1置为比特0，当我们需要在原本比特0的位置写入比特1时，此时才需要擦除该比特所在的整个Sector。因此，并非每次写入我们都需要擦除整个Sector，基于这个思想，我们设计了比特级检验算法，其目的在于尽可能避免不必要的擦除操作，算法2给出了比特级检验算法的实现流程。

|  |
| --- |
| Algorithm 2： nor\_check\_should\_erase (base, offset, content, size\_bytes) |
| 1. for (i = 0; i < size\_bytes; i++) 2. { 3. byte\_in\_flash = read\_byte\_from\_mem(base, offset + i); 4. byte\_to\_write = (UINT8)(\*(content + i)); 5. byte\_diff = byte\_in\_flash ^ byte\_to\_write; 6. if((byte\_diff & byte\_to\_write) != 0){ 7. return TRUE; 8. } |
| Algorithm 2： nor\_check\_should\_erase(base, offset, content, size\_bytes) （续） |
| 1. } 2. return FALSE; |

该算法的核心在于将介质上待被写入部分与即将写入部分进行字节的按位异或，并将异或后的结果与即将写入字节做与操作，如果发现结果均等于0，说明所有的写操作都是将0写为0或是将0写为1或是将1写为1，故不需要擦除，反之才需要擦除。

## 2.2 HoitFS实现

### 2.2.1 驱动适配

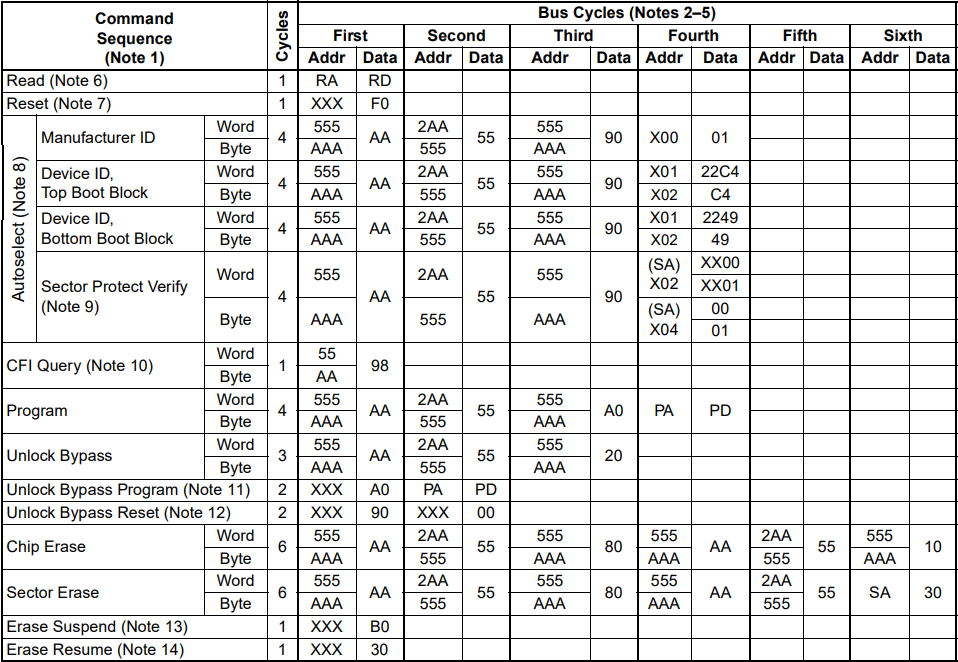
 Am29LV160DB官方数据手册给出了控制Norflash的时序，如图2.6所示。根据控制时序，我们便能够轻松编写相应读写接口。

图2.6 Am29LV160DB时序接口

由于SylixOS没有MTD设备，因此我们无法对Norflash进行访问，因此只有通过mmap的方法将Norflash设备地址空间map到RAM中进行操作，从而完成Norflash适配。

### 2.2.2 HoitFS接入SylixOS

HoitFS的具体开发实现可以参考[6]，在此不做赘述。我们着重介绍如何在SylixOS上搭载一个文件系统。与Linux不同，SylixOS的搭载更加模板化，主要需要完成三个上层接口函数：

* **API\_HoitFsDrvInstall**

该函数用于注册文件系统能力，直观来讲就是能够通过shell mount操作识别到HoitFS文件系统，如图2.7所示。其中，\_\_hoitFSOpen等函数就是我们需要实现的函数，它们控制文件系统的基本操作。

图2.7 文件系统注册函数

* **API\_HoitFsDevCreate**

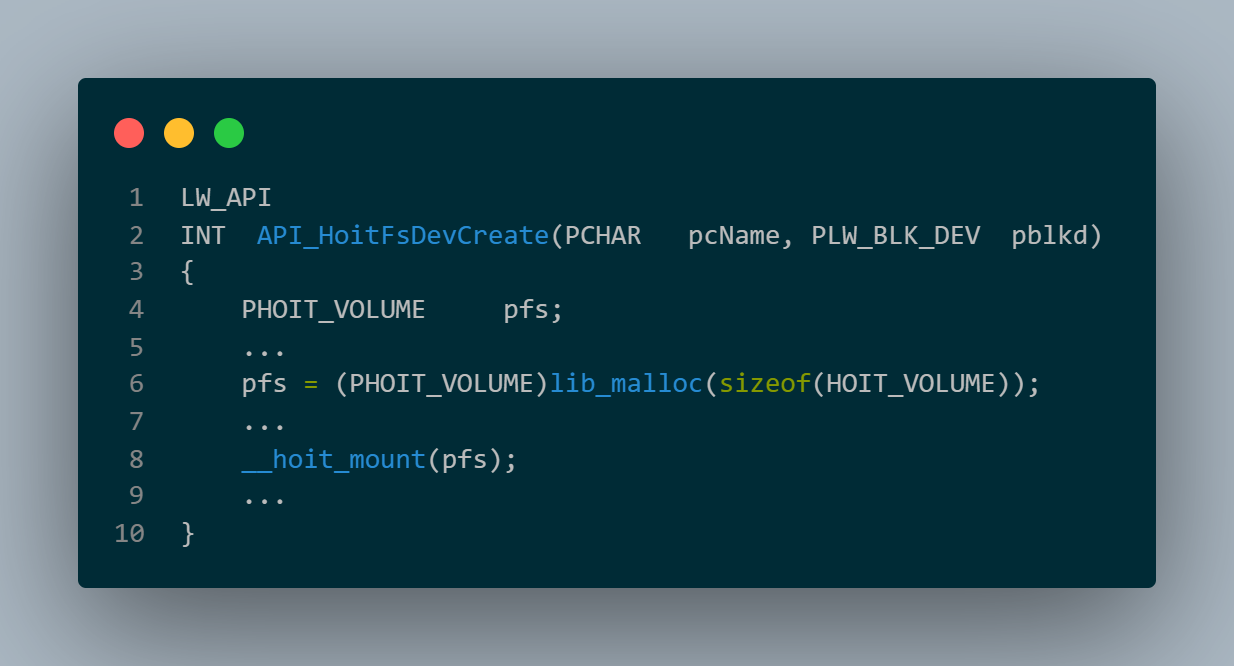
该函数用于创建类似与Linux的super\_block结构，同时也是挂载指令入口，如图2.8所示。其中，可以把PHOIT\_VOLUME视为super\_block结构。

图2.8 文件系统挂载函数

* **API\_HoitFsDevDelete**

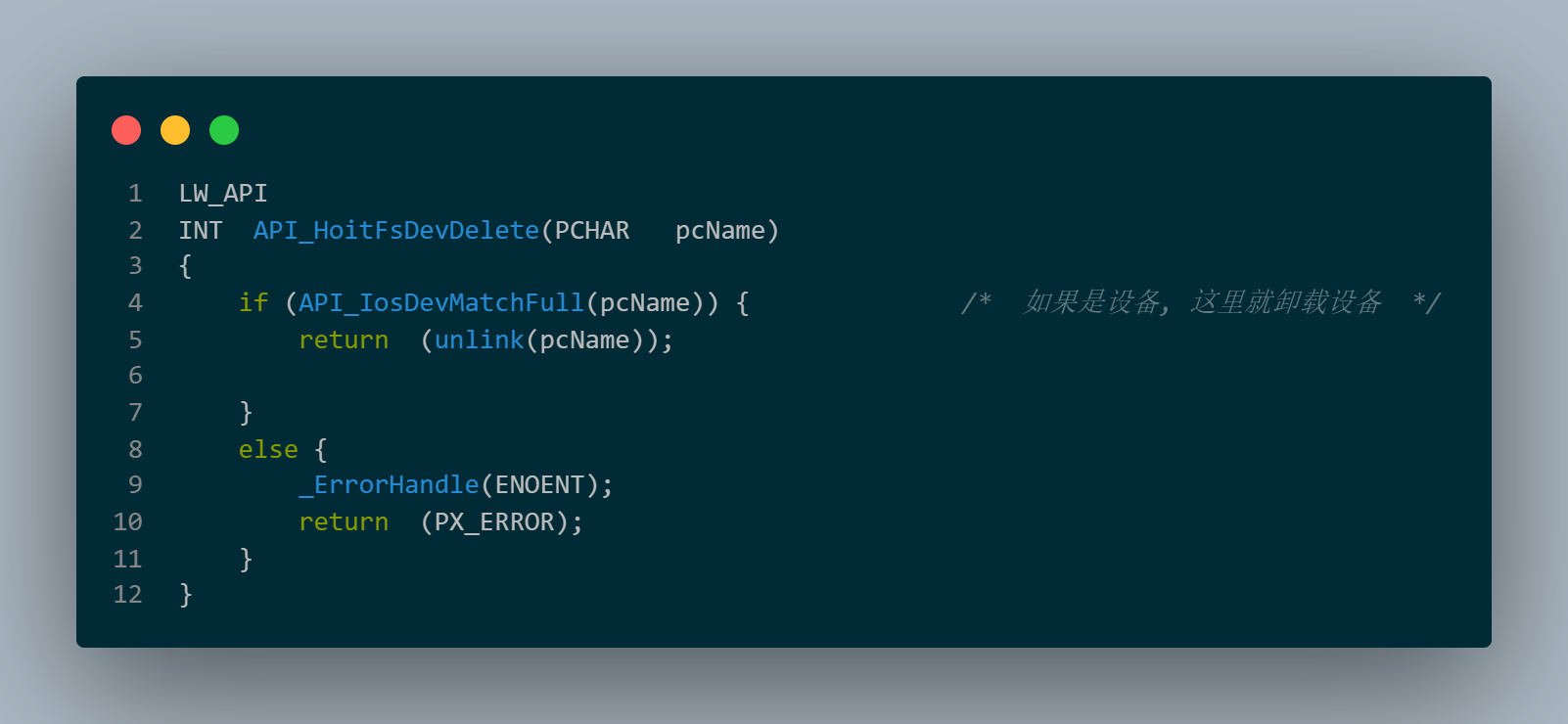
该函数用于取消挂载一个文件系统，较为简单，如图2.9所示。

图2.9 文件系统取消挂载函数

# 3. HoitFS优化设计

## 3.1 EBS + MT机制

 正如JFFS2一样，HoitFS也存在着拓展性差的问题。这里考虑一个情景：当Norflash介质不断增大，导致介质上的节点数目几何倍数上涨，我们需要扫描整个介质来建立物理层结构，这样一来时间的开销无疑是巨大的。为了改善这一点，我们不得不考虑引入固定索引机制，也就是EBS块。我们将Sector划分为数量一定的Page，且保证每次数据写入都按Page对齐，如此一来，我们便能在每个Sector末尾放置固定大小的EBS，来记录Sector上各个节点的位置情况。EBS布局如图3.1所示。

图3.1 EBS布局

我们可以将EBS理解为一个表格，表格的每一项包含索引一个节点所需要的全部元信息，包括该节点所属的ino号、该节点在该Sector内的偏移以及该节点是否过期。有了EBS我们便能大大减少介质扫描的范围，保证每次介质访问到的都是有效的数据节点（如果过期，则跳过该项）。

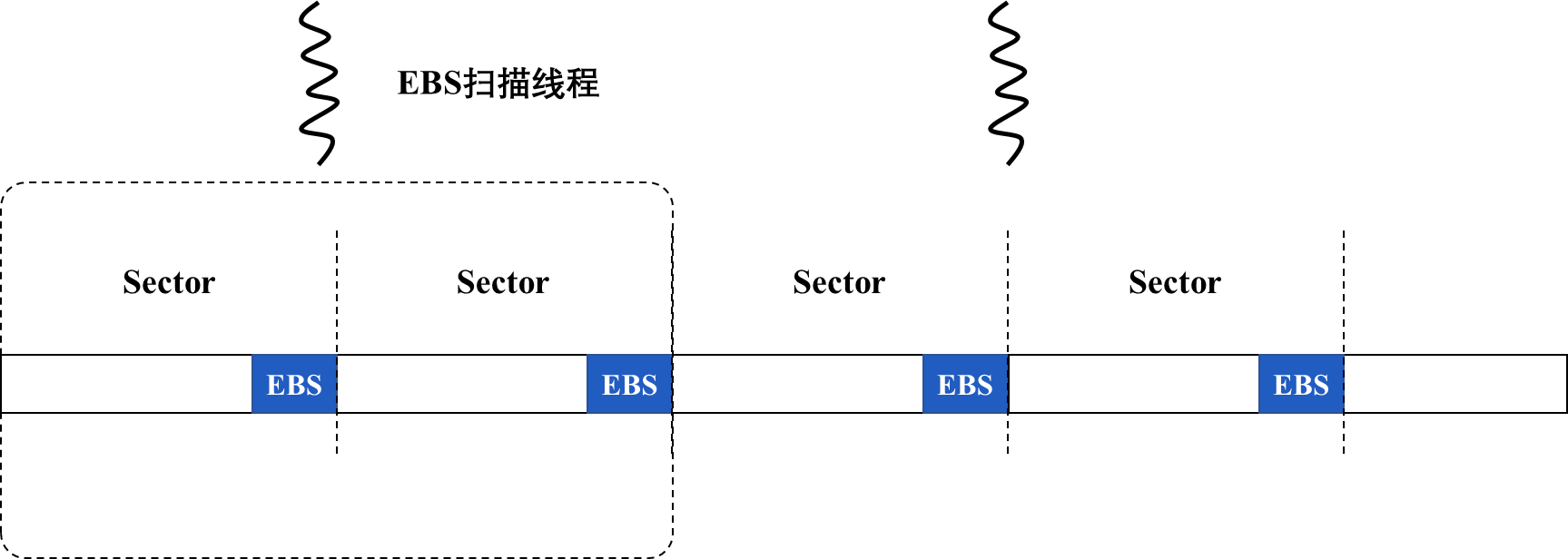
 此外，EBS项显式地将各个Sector隔离开，这为Sector的并发访问提供了可能，如图3.2所示，我们可以通过多个线程共同扫描加速物理层结构的构建。

图3.2 基于EBS的多线程扫描机制

## 3.2 Background GC机制

由于HoitFS属于日志型文件系统，因此介质很容易就被写满了，当介质被写满后，GC将被不断触发，此时文件系统的负载开销将变得格外大。如果用户对实时性要求偏高，那么这种开销是难以接受的。为此，我们引入了后台GC机制，其基本思想在于尽可能提前进行GC，而不要将其推迟到最后一刻。

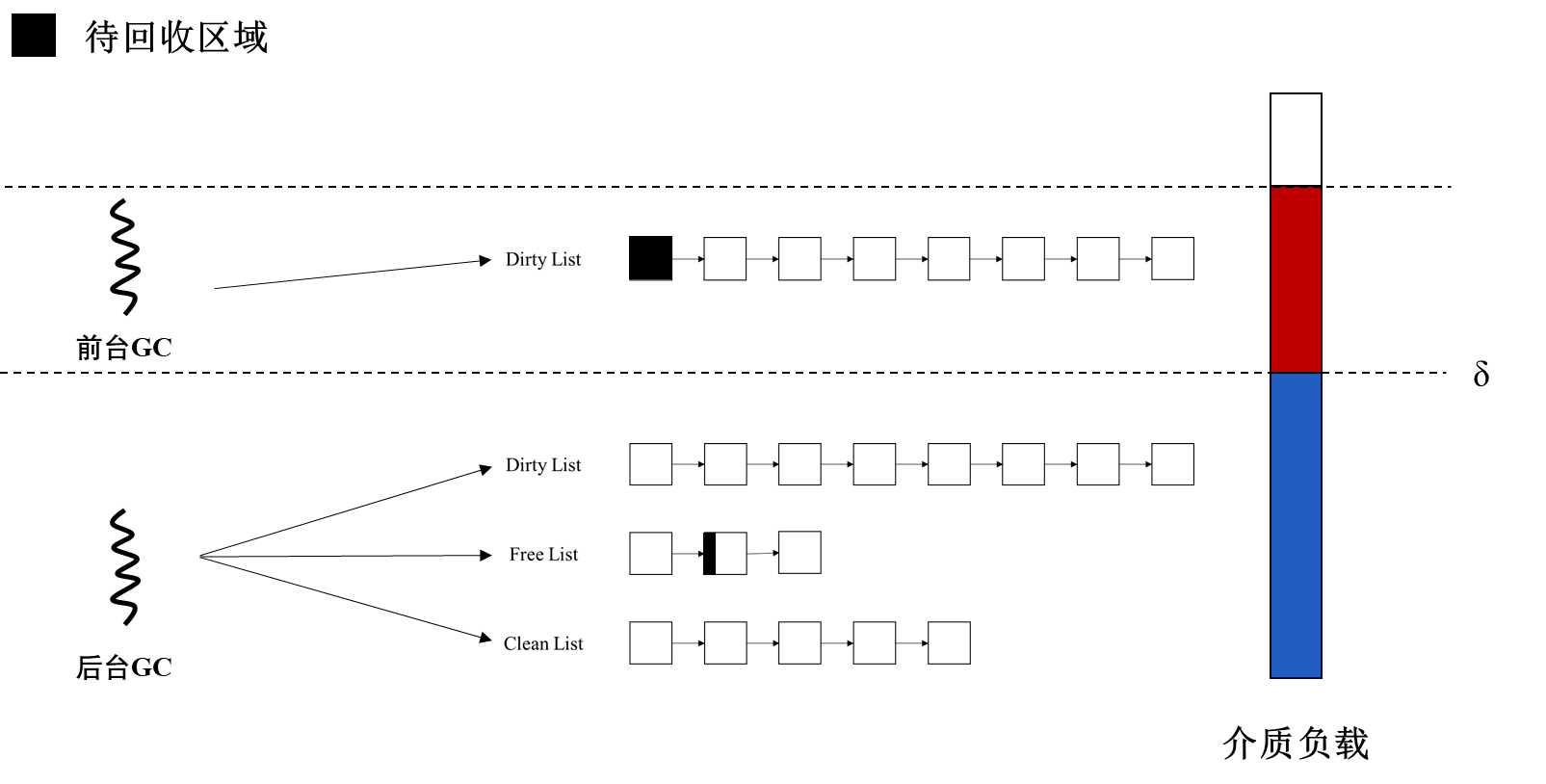
 后台GC机制的实现利用了HoitFS的多头链表结构。当后台GC线程检测到整个介质占用达到某个阈值δ时，便会进行后台GC操作。由于后台GC对系统实时性要求不高，因此我们将从全部三条链表中去选择待GC的Sector，并且每次GC只回收一个有效节点，从而能够充分降低后台GC的性能开销；当系统到达不得不调用前台GC地步时，我们会迅速从Dirty List中取出一个Sector用以GC，并且一次性回收完整个Sector，从而充分提高系统实时性，减少用户等待时间。图3.3为HoitFS GC机制示意图。

图3.3 前后台GC示意图

## 3.3 Mergeable Tree

JFFS2对小数据写入极不友好[7]，HoitFS自然如此。我们来考虑如下场景：假设我们仅写入1B数据，我们需要为该数据创建相应的元数据头，如图2.1所示。可以发现，元数据头大小 : 数据体大小 = 32B : 1B，也就是说有效数据率仅在3.03%，这种设计显然是不合理的。此外，由于HoitFS的内存索引结构很大程度依赖于红黑树，当如是小节点增多，树的高度必然会不断增长，查找效率自然降低，但内存开销还在不断增大，由此可见优化小数据写入的必要性。Mergeable Tree的核心思想便是利用某种机制将这些小数据节点合并，从而达到减少红黑树节点个数，减少内存开销，增大有效数据利用率的目的。

Mergeable Tree的**难点**在于我们不能简单地去设计一个Write Buffer来缓存上层向下层的小数据写入，从而达到合并节点的目的，因为正如我们在2.1.3节中介绍的那样，逻辑节点间会出现覆盖现象，而红黑树则需要去处理这一覆盖，从而保证逻辑节点的一致性。但引入Write Buffer势必会造成Write Buffer与红黑树的不一致性，这在无形中扩大了问题的难度。

我们提出了一种折衷办法，其核心思想在于：我们**允许**小数据节点的插入，但当红黑树上出现的小节点数高达某个阈值时，我们便会尝试合并这些节点，并重新写入合并后的节点，从而达到小数据节点合并的目的。

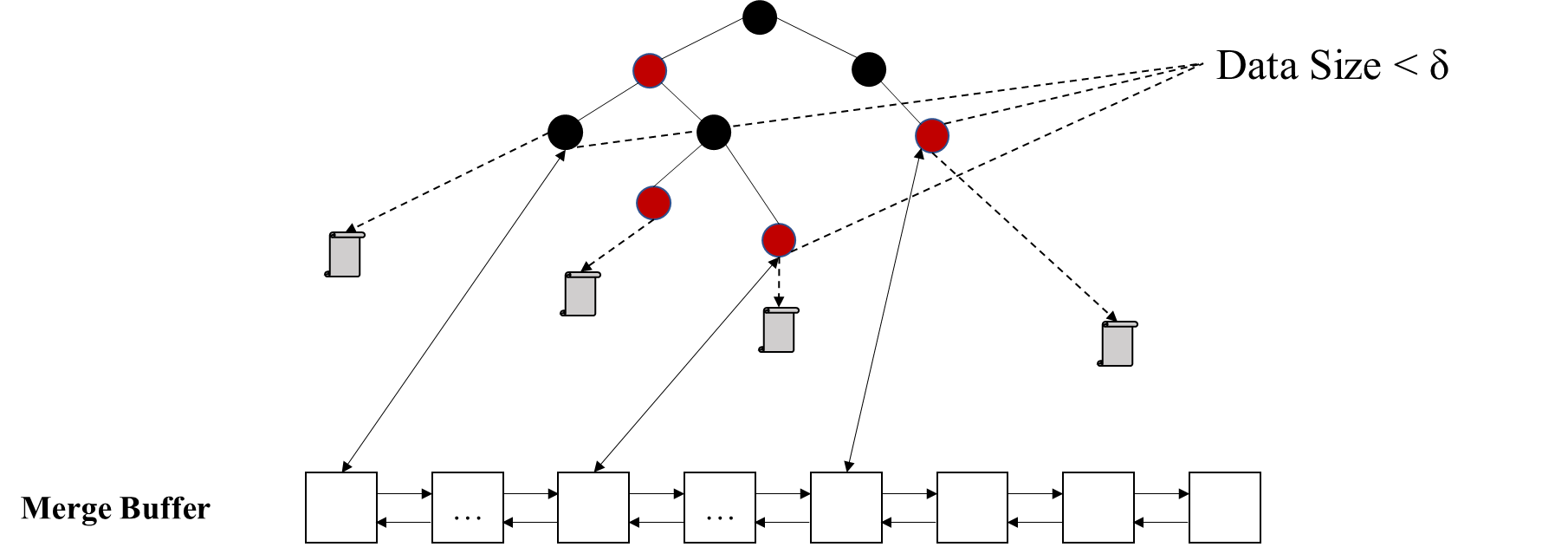
我们通过Merge Buffer结构来记录红黑树上的小数据节点。Merge Buffer是一个固定长度的双向链表结构，其中，每个节点都会保存一个指向红黑树小节点的指针，当Merge Buffer被占满后，便会扫描其上记录的所有节点，并尝试合并那些逻辑上连续的节点。

图3.4 Mergeable Tree结构

值得说明的是，Mergeable Tree的存在会在小数据写入时带来较为强烈的内存抖动。假设小节点是数据大小不超过δ的节点，而每个红黑树节点占用32B内存，再假设Merge Buffer可容纳1024个小节点，那么1次小数据合并便能够减少32KB的内存开销。紧接着内存又会逐渐增大32KB，触发Merge内存开销又将减少32KB……如此往复，内存开销便会像锯齿一样不断抖动，这将在4.2节的实验现象中看到。

# 4. HoitFS实验测试

由于HoitFS运行在SylixOS上，因此我们并没有像在Linux中有着趁手的工具来进行性能测试，我们只能自行设计开发test bench。此外，由于SylixOS没有其他支持Norflash的文件系统，为了对比HoitFS的性能，我们不得不再移植一个Norflash文件系统，也就是1.2节中介绍的SpifFS文件系统了。

整个测试的思路非常简单。首先，需要测试HoitFS的基本读写性能，在保证功能正确性的同时验证红黑树性能的优越性。其次，需要测试HoitFS的三种优化效果：其一，测试EBS对挂载时间的优化；其二，测试Background GC是否真的能够提高文件系统在负载相同时写入带宽以及减少前台GC次数；其三，测试Mergeable Tree对内存开销的优化，以及测试Mergeable Tree的设计是否会对正常文件系统IO有着较大的影响。

## 4.1 实验准备

## 4.2 实验结果

# 5. 未来展望

## 5.1 冷热文件分离

## 5.2 虚拟文件描述符

## 5.3 受SpifFS启发的新型索引结构设计

# 6. 回顾与总结

# 7. 参考文献

1. [本科计算机专业毕业论文 - 豆丁网 (docin.com)](https://www.docin.com/p-533845007.html)
2. [Records\Reference\Am29LV160DB.pdf](Records/Reference/Am29LV160DB.pdf)
3. [Records\Reference\W25Q256JW\_DTR RevK 03172021.pdf](Records/Reference/W25Q256JW_DTR%20RevK%2003172021.pdf)

1. <https://www.huawei.com/minisite/liteos/en/about.html>
2. [Src\spiffs-master\docs\TECH\_SPEC](Src/spiffs-master/docs/TECH_SPEC)
3. <HoitFS设计开发文档.pdf>
4. [Records\Reference\jffs2.pdf](Records/Reference/jffs2.pdf)