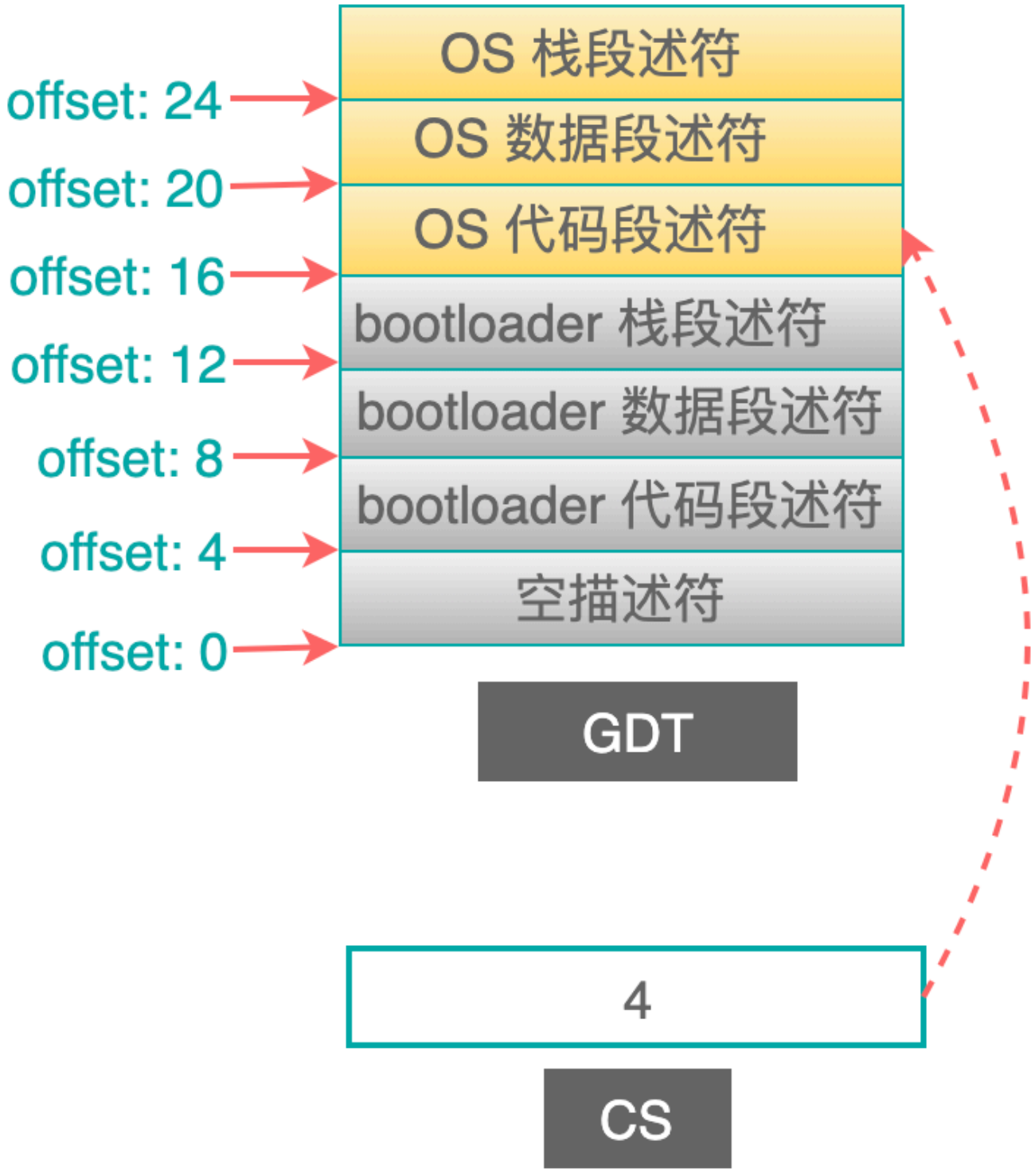
作 者：道哥，10+年的嵌入式开发老兵。

公众号：【IOT物联网小镇】，专注于：C/C++、Linux操作系统、应用程序设计、物联网、单片机和嵌入式开发等领域。 公众号回复【书籍】，获取 Linux、嵌入式领域经典书籍。

LDT：局部描述符表
TSS: 任务状态段
TCB: 任务控制块

x86 系统中的保护模式，给系统的安全性提供了很大的保障，但是在我们之前的文章中，一直都淡化了特权级别这个概念。

例如：在保护模式下的段选择器，我们一直都只把它看做一个段描述符的"索引号"，用来在 GDT (全局描述描述符表) 中查找一个段描述符，例如：

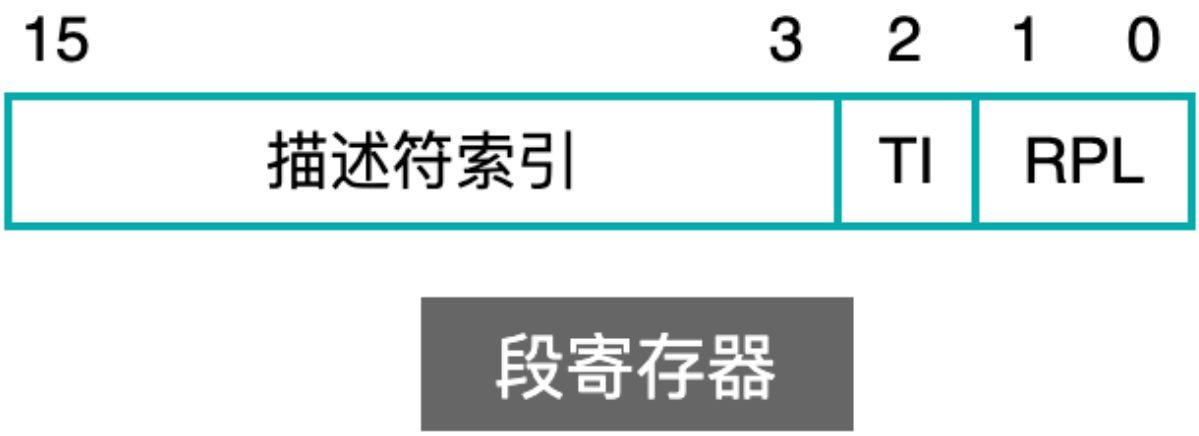


图中：代码段寄存器中的索引号是 4，GDT 中每一个表项占用 4 个字节，于是就在偏移量为 16 的位置，找到了代码段的描述符，进而从描述符中找到代码段的起始地址和长度界限。

数据段、栈段的操作过程也是这样的。

从现在开始，我们需要让用户程序拥有自己私有的描述符表 LDT（Local Descriptor Table），并且拥有自己的特权级别(总不能让用户程序与操作系统一样，工作在非常高的 0 特权级别)。

因此，我们需要纠正之前的错误：段寄存器中，不仅仅有段的索引号，还有另外两个属性：TI 和 RPL，如下图所示：



1. TI 标志位：表示到哪个表中(GDT or LDT)查找描述符;

    TI = 0: 到 GDT 中查找描述符;
    TI = 1: 到 LDT 中查找描述符;

2. RPL(Request Privilege Level) 标志位：表示想给段寄存器赋值的请求者(也就是一段代码)，它的特权级别;

此时，继续把段寄存器中的内容称作段索引符就不合适了，一般称作：选择子。

LDT：局部描述符表

在上一篇文章中，操作系统把应用程序从硬盘读取到内存中之后，为应用程序创建了三个段描述符，这三个段描述符都放在了 GDT 表中，这是不合理的。

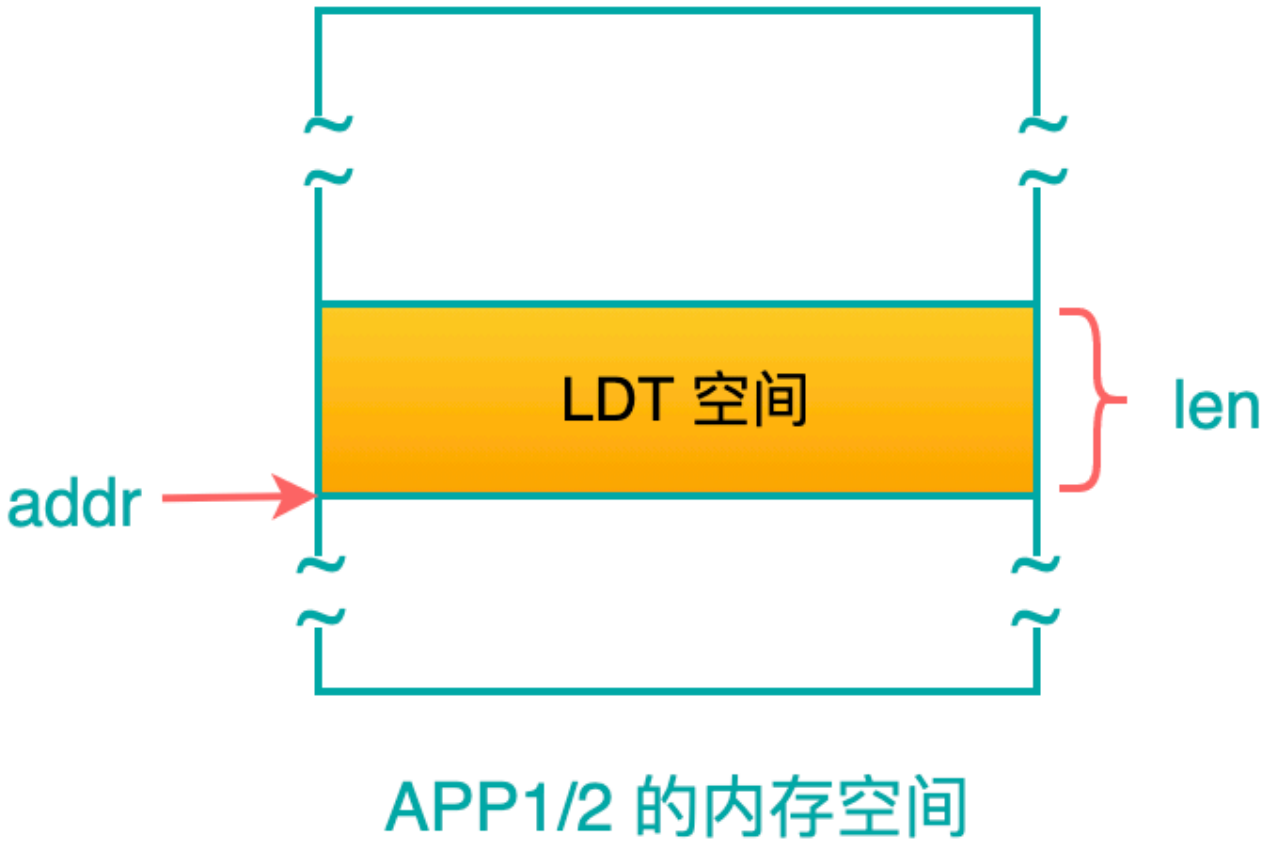
首先，在多任务系统中，应用程序的数量是不确定的，应用程序也会执行结束。

如果把所有应用程序的段描述符都放在 GDT 中，对于操作系统来说，管理这个数据太复杂。

其次，当引入特权级别之后，如果应用程序的段描述符放在 GDT 中，那么就意味着应用程序需要有权限来访问 GDT，而 x86 系统中只有一个 GDT(所以叫做 Global Description Table)，只能被操作系统访问。

因此，操作系统需要为每一个应用程序，单独申请一块空间，用作这个程序自己的段描述附表，称作：LDT(Local Description Table)。

例如：现在系统中有 2 个用户程序: APP1 和 APP2，操作系统在加载每一个应用程序的时候，就会在应用程序自己的内存空间中，申请一块，用作 LDT：



> 为什么是“应用程序自己的内存空间”?
> 因为每一个应用程序，都独享 4G 大小的虚拟内存空间。

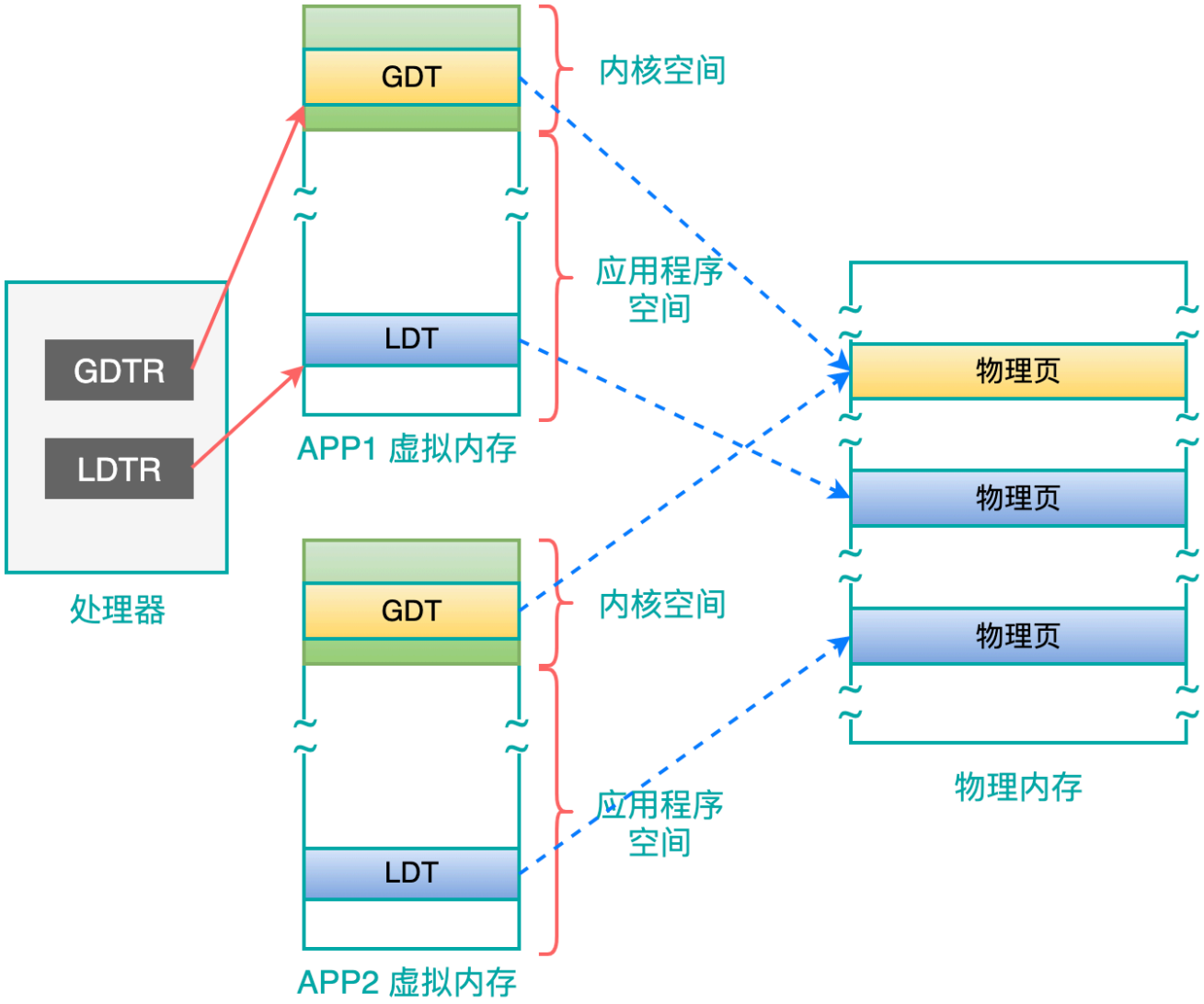
在 LDT 中，存放着当前应用程序自己的段描述符信息，例如：代码段、数据段、栈段。

LDT 所占用的空间也属于内存的一部分，有起始地址和长度界限，因此也需要为它创建一个段描述符，这个描述符就放在 GDT 中。

> 在 Linux 应用层，我们会严格的区分进程、线程，但是在系统的底层，这样的区分界限已经比较模糊了，用任务 task 来称呼更通用些。

根据刚才的假设，现在系统中有 2 个用户程序，那么处理器怎么知道：当前正在执行的是哪一个应用程序的 LDT 中的代码?

正如处理器中有一个寄存器 GDTR，保存着 GDT 的开始地址和长度，处理器中还有一个寄存器 LDTR，存储着当前正在执行的那个应用程序的 LDT 开始地址和长度：



所有应用程序的虚拟内存的高端地址部分，映射的都是操作系统的内存空间，按照 Linux 中的做法，3G ~ 4G 空间被操作系统使用。

图中的绿色部分，表示操作系统空间(1G)，在分页机制下，它们都映射到相同的物理内存页上(蓝色虚线箭头)。

当操作系统切换到应用程序2时，处理器中的 LDTR 就会被赋值为应用程序2 的 LDT 的线性地址和长度信息。

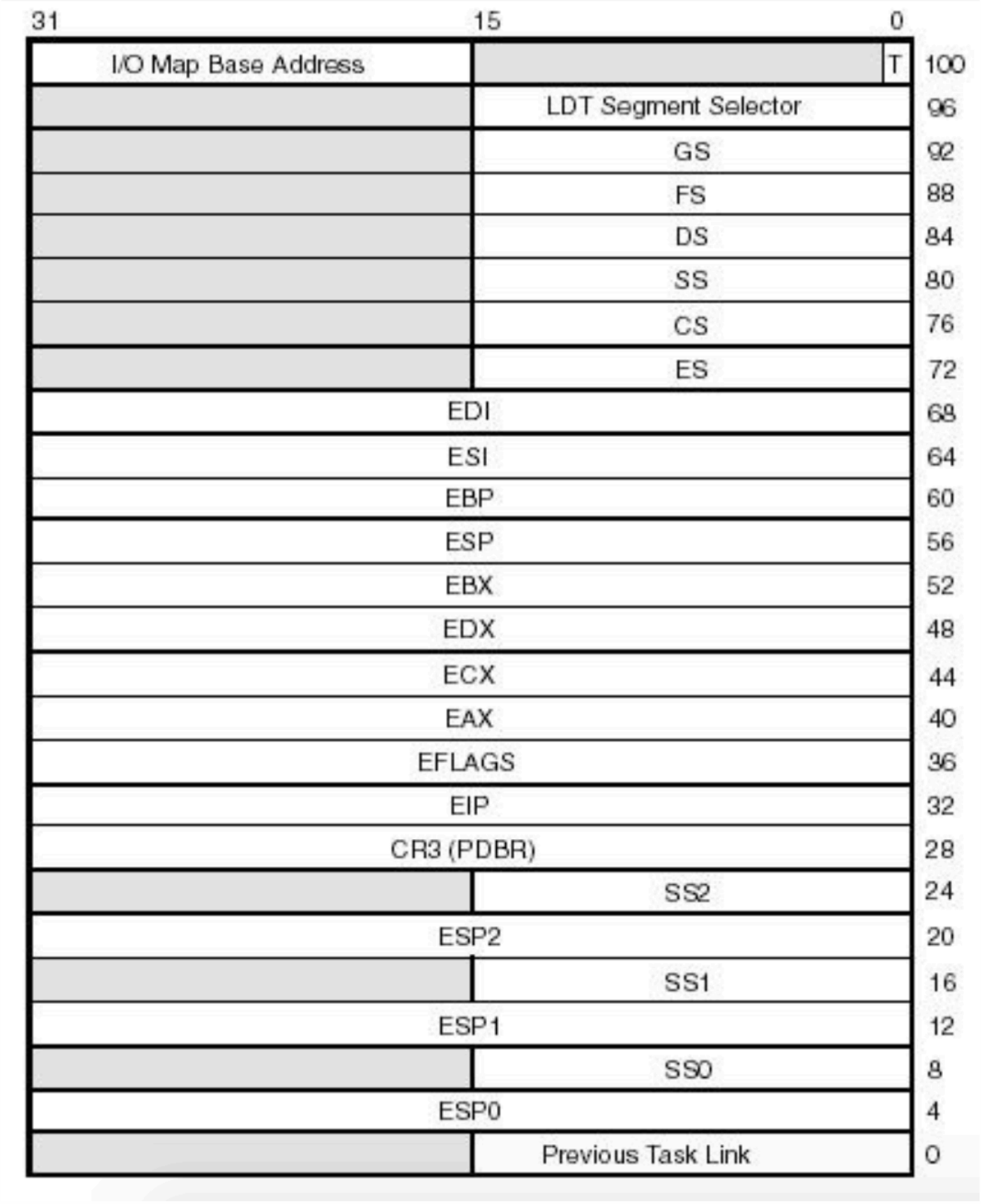
> GDTR 中的内容不变，因为每个应用程序中的 GDT 都是从操作系统“继承”而来的，开始地址和长度都是一样的。

TSS: 任务状态段

顾名思义，任务状态段就是用来存储和恢复任务的状态信息。

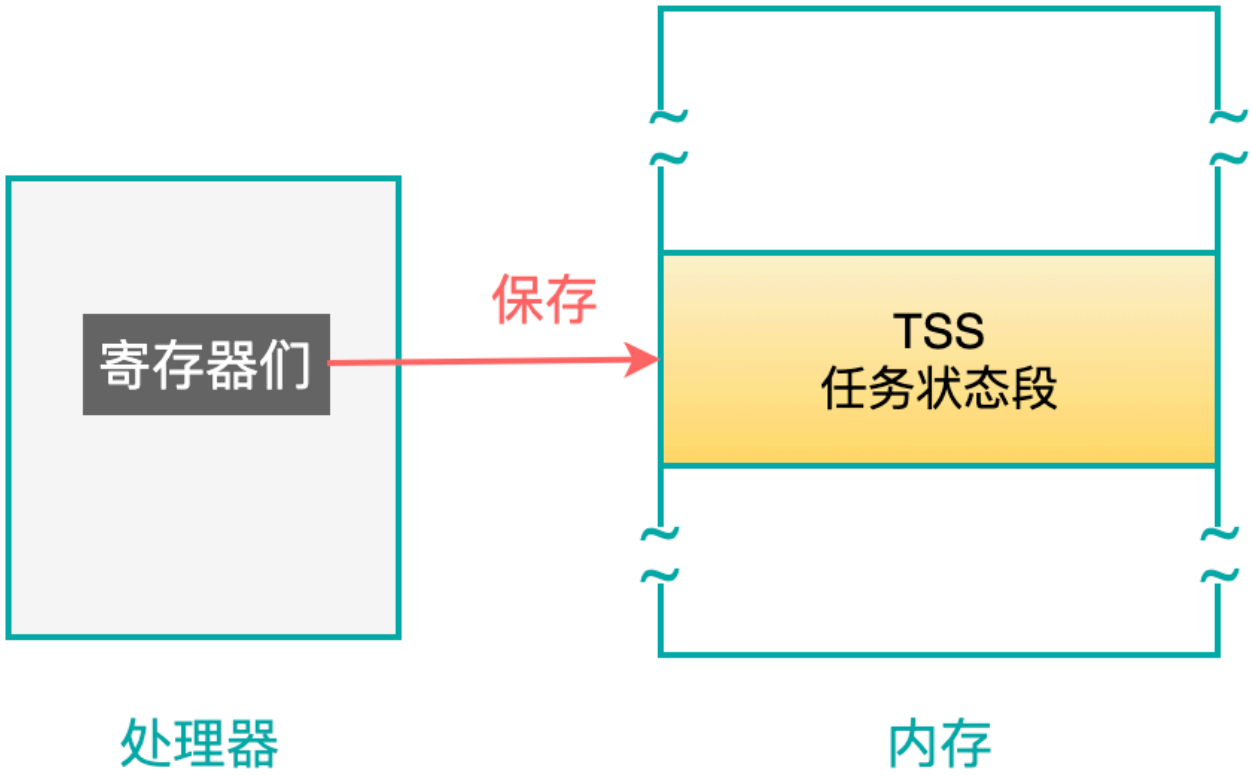
经常听到一个术语：任务上下文。

所谓的上下文，就是体现一个任务正在被执行时的环境信息，主要就是处理器中的各种寄存器内容，也就是下面这张图中的寄存器们：

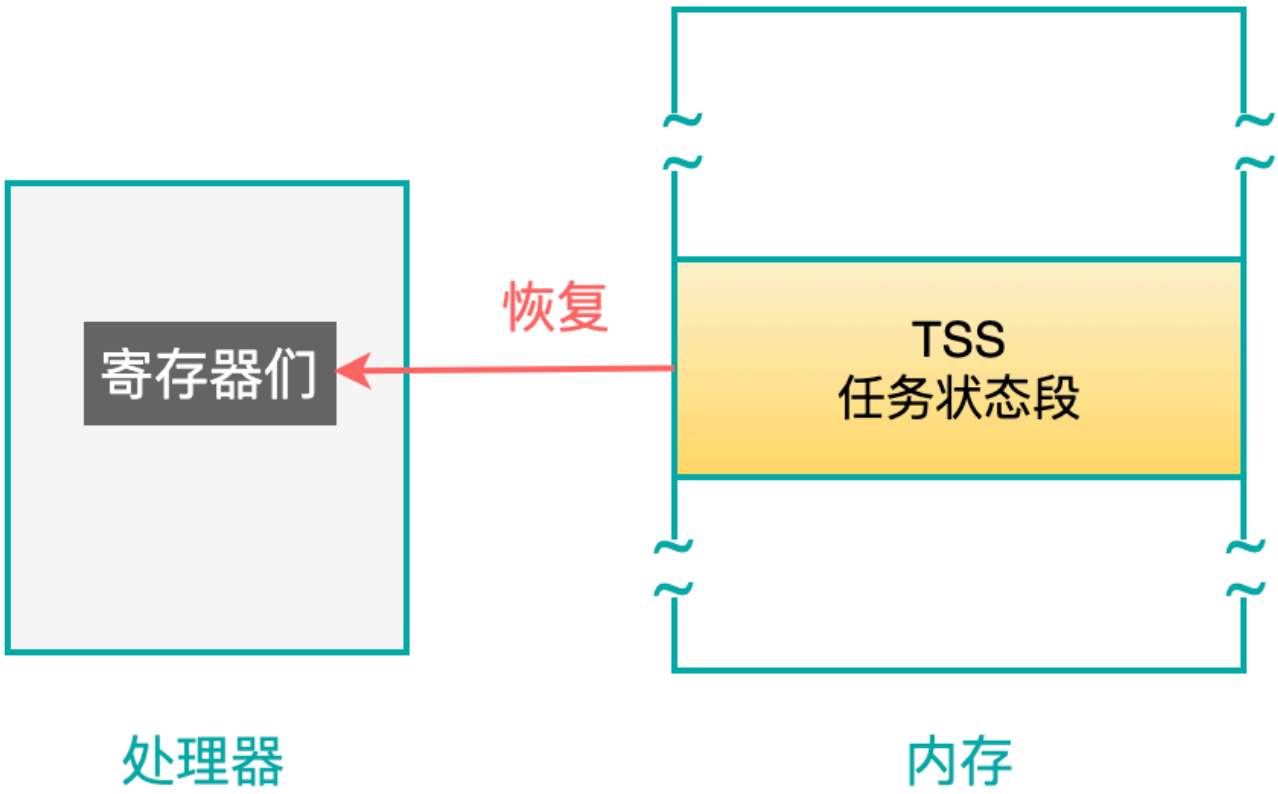


这张图反映了一个任务上下文的所有寄存器信息。

当任务被调度器中止执行之前，需要把这些寄存器中的值都保存下来，相当于做一个快照。



当这个任务以后又被恢复执行时，再把这个快照中保存的信息，原样的赋值给图中的所有寄存器，这样就称作恢复任务上下文，这个任务就从上次被中止的地方继续执行(因为指令指针寄存器 EIP 被恢复了)。



就如同 LDT 一样，TSS 也是操作系统为应用程序分配的一块内存空间，只不过这块空间是位于操作系统的势力范围内，只能由操作系统来操作。

TSS 也有起始地址和长度界限，也需要为它在 GDT 中创建一个段描述符。

与 LDT 类似，在处理器中也有一个寄存器 TR，用来指向当前正在执行的那个任务的 TSS。

当进行任务切换的时候：

1. 首先，把处理器中的寄存器内容，存储到 TR 寄存器指向的 TSS 段中(即将被停止的任务);
2. 然后，把新的任务的 TSS 段中的内容，复制到处理器的各寄存器中，并且把 TSS 地址赋值给 TR 寄存器;

TCB: 任务控制块

任务控制块，可以说是系统中用来管理任务的最重要的数据结构了，操作系统用来管理任务的所有信息都可以放在这里。

看一下 Linux 2.6 内核代码中的结构体：`struct task_struct{ ... }`，就知道 TCB 有多复杂了，有些书籍上也称之为 PCB(Process Control Block，进程控制块)。

在这个结构中，一些常用的信息包括：

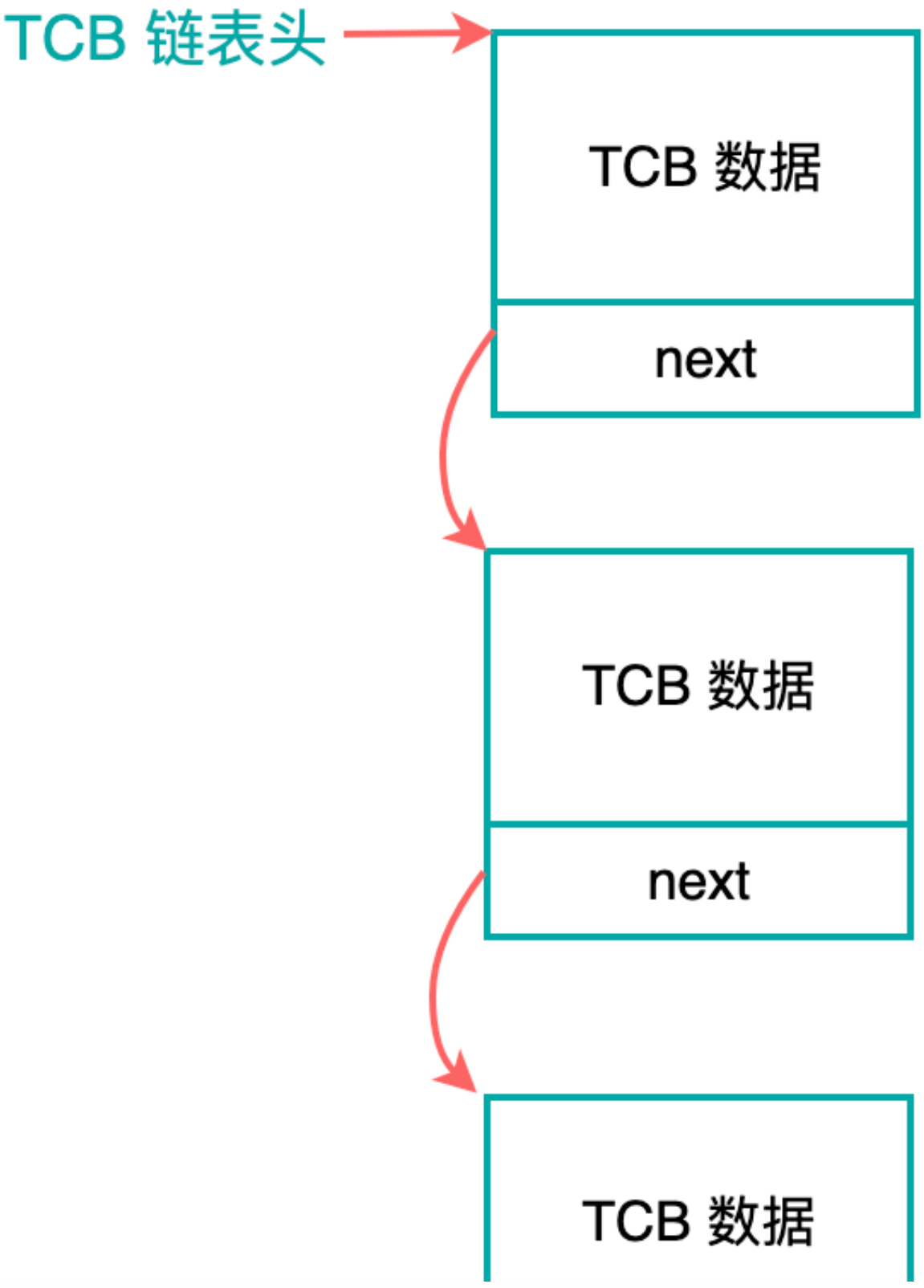
1. 程序的加载地址;
2. 任务的优先级;
3. 任务的当前状态;
4. 任务打开的一些资源：网络、文件设备等待;

> 。。。

需要注意的是：上面的 LDT、TSS，是 x86 处理器中设计的运行机制，是处理器要求这样的。

而 TCB 不是处理器要求的，它是操作系统的实现者自己来构建的，因此可以根据自己的需要来进行设计。

每一个应用程序需要一个 TCP 结构，所有的 TCB 结构就可以构成一个链表，便于操作系统来管理。



比如：在发生任务切换的时候，就可以顺着链表头，一次扫描链表上的每一个 TCB 节点。

如果找到了当前正在被执行(即将被中止)的任务，就把这个任务的状态标记为暂停，并移动到链表的末尾，然后把链表头部的第一个处于 ready 状态的任务，加载到处理器中去执行。

当然，Linux 系统中的处理过程更为复杂，它把每一个任务按照优先级放在不同的等待队列中，然后利用哈系桶算法来查找任务。

------ End ------

x86 处理器中的这三个概念，对于理解任务切换非常重要。

写到这里，我总是觉得以上的文字描述还是有点朦朦胧胧，也许是自己还需要进一步的理解其中的脉络。

就先这样吧，以后想到更好的描述方式了再与大家分享，谢谢！

推荐阅读

【1】C语言指针-从底层原理到花式技巧，用图文和代码帮你讲解透彻
【2】一步步分析-如何用C实现面向对象编程
【3】原来gdb的底层调试原理这么简单
【4】内联汇编很可怕吗？看完这篇文章，终结它！

其他系列专辑：精选文章、C语言、Linux操作系统、应用程序设计、物联网

星标公众号，能更快找到我！

C/C++、物联网、嵌入式、Lua语言

Linux 操作系统、应用程序开发设计

扫码关注公众号

道哥 个人微信

喜欢请分享，满意点个赞，最后点在看。