|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| |  |  | | --- | --- | | Intel平台下Linux中ELF文件动态链接的加载、解析及实例分析（一）: 加载  http://www.ibm.com/i/c.gif | developerWorks | |

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| http://www.ibm.com/i/c.gif | |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif | |  | | --- | | **文档选项** |  |  |  |  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | | |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif | 将打印机的版面设置成横向打印模式 | [**打印本页**](javascript:print()) | | http://www.ibm.com/i/c.gif | 将此页作为电子邮件发送 | [**将此页作为电子邮件发送**](javascript:document.email.submit();) | | |   级别： 初级  [王瑞川](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html#author) ([jeppeterone@163.com](mailto:jeppeterone@163.com?subject=加载)), linux爱好者  2003 年 10 月 01 日  动态链接，一个经常被人提起的话题。但在这方面很少有文章来阐明这个重要的软件运行机制，只有一些关于动态链接库编程的文章。本系列文章就是要从源代码的层次来探讨这个问题。  当然从文章的题目就可以看出，intel平台下的linux ELF文件的动态链接。一则是因为这一方面的资料查找比较方便，二则也是这个讨论的意思比其它的动态链接要更为重要（毕竟现在是intel的天下）。当然，有了这么一个例子，其它的平台下的ELF文件的动态链接也就大同小异。你可以在阅读完了本文之后"举一隅，而反三隅"了。  由于这是一个系列的文章，我计划分三部分来写，第一部分主要分析**加载**，涉及dl\_open这个函数的内容，但由于这个函数所包含的内容实在太多。这里主要是它的\_dl\_map\_object与\_dl\_init这两个部分，因为这里是把动态链接文件通过在ELF文件中的得到信息映射到内存空间中，而\_dl\_init中是一个特殊的初始化。这是对面向对象的函数实现的。  第二部分我将分析**函数解析与卸载**，这里要讲的内容会比较多，但每一个内容都不会多。首先是在前一篇中没有说完的dl\_open中的涉及的\_dl\_map\_object\_deps和\_dl\_relocate\_object两个函数内容，因为这些都与函数解析的内容直接相关，所以安排在这里。而下面的函数解析过程\_dl\_runtime\_resolve是在程序运行中的动态解析过程。这里从本质上来讲没有太多的代码，但它的精巧程度却是最多的**（正是我这三篇文章的核心之处）**。最后是一个dl\_close的实现。这里是一个结尾的工作，顺带一下是\_dl\_signal\_cerror，与\_dl\_catch\_error的错误例外处理。  第三部将给出injectso实例分析与应用，会介绍一个应用了动态链接的实例，并可以在日后的程序调试过程中使用的injectso实例，它不仅可以让我们对前面所说的动态链接原理有一个更感性的认识，而且就这个实例而言，还可以在以后的代码开发过程中来作为一种动态打补丁的工具，甚至有可能，我会在以后的文章中会用这个工具来介绍新的技术。  **一、历史问题**  关于动态链接，可以说由来已久。如果追溯，最早的思想就在五十年代就有了，那时就想把一些公用的代码放在内存中的一个地方上，在别的地址用call便是了。到后来又发展到了 loading overlays（就是把在程序运行生命期不同的代码在不同的时间段被加入内存），这是在六十年代的事。但这只能算是"滥觞"时期。接近于我们现在所说的动态链接是在unix操作系统之后，因为从unix的设计结构而言，本身就是分成模块来实现一个复杂的功能的操作系统。但这些还不是现代意义上的动态链接，原因是现代意义上的动态链接要符合两个特点：  1、 **动态的加载**，就是当这个运行的模块在需要的时候才被映射入运行模块的虚拟内存空间中，如一个模块在运行中要用到mylib.so中的myget函数，而在没有调用mylib.so这个模块中的其它函数之前，是不会把这个模块加载到你的程序中（也就是内存映射），这些内容在内核中实现，用的是页面异常机制（我可能在另一篇文章中提到这个问题）。  2、 **动态的解析**，就是当要调用的函数被调用的时候，才会去把这个函数在虚拟内存空间的起始地址解析出来，再写到专门在调用模块中的储存地址内，如前面所说的你已经调用了myget，所以mylib.so模块肯定已经被映射到了程序虚拟内存之中，而如果你再调用mylib.so中的myput函数，那它的函数地址就在调用的时候才会被解析出来。  （注：**这里用的程序就是一般所说的进程process**，而模块既可能是你的程序的二进制代码，也可能是被你的程序所依赖的别的共享链接文件-------同样ELF格式。）  在这两点中很有点像现在的操作系统中对内存的操作，也就是只有当要用到一个内存空间中的时候才会进行虚拟空间映射，而不是过早的把所有的空间映射好，而只有当要从这个内存空间读的时候才分配物理空间。这有点像第一条。而只有当对这个内存空间进行写的时候产生一个COW（copy on write）。这就有点像第二条。  这样的好处就是充分避免不必要的开销。因为任何一个程序在运行的时候，大部分情况下，不可能用到所有的调用函数。  这样的思想方法提出与实现都是在八十年代的sun公司的SunOS的系统上。  关于这一段历史，请你参见资料[1]。  ELF二进制格式文件与现代的动态链接思想大致是在同一时段形成的，它的来源是AT&T公司的最早的unix中的a.out二进行文件格式。Bell labs的工作人员为了使这种在unix的早期主要的文件格式适应当时新的软件与操作系统的要求（如aix,SunOS,HP-UX这样的unix变种，对更广泛的应用程序的扩展要求，对面向对象的支持等等），就发明了ELF文件格式。  我在这里并不详细讨论ELF文件的具体细节，这本来就可以写一篇很长的文章，你可以参看资料[2]来得到关于它的ABI（application binary interface的规范）。但在ELF文件所采用的那种分层的管理方式却不仅在动态链接中起着重要的作用，而且这一思想可以说是我们计算机中的最古老，也是最经典的思想。  对每个ELF文件，都有一个ELF header，在这里的每个header有两个数据成员，就是   |  | | --- | | Elf32\_Off e\_phoff;  Elf32\_Off e\_shoff; |   它们分别代表了program header 与section header 在ELF文件中的偏移量。Program header 是总纲，而section header 则是第一个小目。   |  | | --- | | Elf32\_Addr sh\_addr;  Elf32\_Off sh\_offset; |   Sh\_addr这个section 在内存中的映射地址**（对动态链接库而言，这是一个相对量，它与整个ELF文件被加载的l\_addr形成绝对地址）**。Sh\_offset是这个section header在文件中的偏移量。  用一图来表示就是这样的，它就是用elf header 来管理了整个ELF文件：  http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/images/image001.png  举个例子，如果**要从一个ELF动态链接库文件中，根据已知的函数名称，找到相应的函数起始地址**，那么过程是这样的。  先从前面的ELF 的ehdr中找到文件的偏移e\_phoff处，在这其中找到为PT\_DYNAMIC 的d\_tag的phdr，从这个地址开始处找到DT\_DYNAMIC的节，最后从其中找到这样一个Elf32\_Sym结构，它的st\_name所指的字符串与给定的名称相符，就用st\_value便是了。  这种的管理模式，可以说很复杂，有时会看起来是繁琐。如找一个function 的起始地址就要从 elf header >>program header >>symbol section >>function address 这样的四个步骤。但这里的根本的原因是我们的计算机是线性寻址的，并且冯\*诺依曼提出的计算机体系结构相关，所以在前面说这是一个古老的思想。但同样也是由于这样的一个ELF文件结构，很有利于ELF文件的扩充。我们可以设想，如果有一天，我们的ELF文件为了某种原因，对它进行加密。这时如果要在ELF文件中保存密钥，这时候可以在ELF文件中开辟一个专门的section encrypt ，这个section 的type 就是ST\_ENCRYPT，那不就是可以了吗？这一点就可以看出ELF文件格式设计者当初的苦心了（现在这个真的有这么一个节了）。  **二、代码举例**  讲了这么多，还没有真正讲到在intel 32平台下linux动态链接库的加载与调用。在一般的情况下，我们所编写的程序是由编译器与ld.so这个动态链接库来完成的。而如果要显式的调用某一个动态链接库中的程序，则下面是一个例子。   |  | | --- | | #include <dlfcn.h>  #include <stdio.h>  main()  {  void \*libc;  void (\*printf\_call)();  char\* error\_text;  if(libc=dlopen("/lib/libc.so.5",RTLD\_LAZY))  {  printf\_call=dlsym(libc,"printf");  (\*printf\_call)("hello, world\n");  dlclose(libc);  return 0;  }  error\_text= dlerror();  printf(error\_test);  return -2;  } |   在这里先用dlopen来打开一个动态链接库文件，而这个过程比我们这里看到的内容多的多，我会在下面用很大的篇幅来说明这一点，而它返回的参数是一个指针，确切的说是struct link\_map\*，而dlsym就是在这个struct link\_map\* 与函数名称一起决定这个函数在这个进程中的地址，这个过程用术语来说就是函数解析(function resolution)。而最后的dlclose就是释放刚才在dlopen中得到的资源，这个过程与我们在加载的share object file module，内核中的程序是大概相同的，只不过这里是在用户态，而那个是在内核态。从函数的复杂性而言这里还要复杂一些（最后有一点要说明，如果你想编译上面的文件-------文件名如果是test那就不能用一般的gcc -o test test.c ，而应该是gcc -c test test.c -ldl这样才能编译通过，因为不这样编译器会找不到dlopen 与dlsym dlclose这些特别函数的库文件libdl.so.2， -ldl 就是加载它的标志的）。  **三、\_dl\_open加载过程分析**  本文以及以后的两篇文章将都以上面的程序所展示的而讲解。也就是以dlopen >> dlsym >> dlclose 的方式 来讲解这个过程，但有几点先要说明： 我在这里所展示的源代码来自glibc 2.3.2版本。但由于原来的代码，从代码的移植与健壮的考虑，而有许多的防止出错，与关于不同平台的代码，在这里大部分是出错处理代码，我把这些的代码都删除。并且只以intel 32平台下的代码为准。还有，在这里的还考虑到了多线程情况下的动态链接库加载，这里也不予以包括在内（因为现在的linux内核中没有对内核线程的支持）。所以你所看到的代码，在尽量保证说明动态链接加载与函数解析的情况作了多数的删减，代码量大概只有原来的四分之一左右，同时最大程度保持了原来代码的风格，突出核心功能。尽管如此，还是有高达2000行以上的代码，请大家耐心的解读。我也会对其中可能的难解之处作出详细的说明。让大家真正体会到代码设计与动态解析的真谛。  第一个函数在dl-open.c中   |  | | --- | | 2672 void\* internal\_function  2673 \_dl\_open (const char \*file, int mode, const void \*caller)  2674 {  2675 struct dl\_open\_args args;  2676  2677 \_\_rtld\_lock\_lock\_recursive (GL(dl\_load\_lock));  2678  2679 args.file = file;  2680 args.mode = mode;  2681 args.caller = caller;  2682 args.map = NULL;  2683  2684 dl\_open\_worker(&args);  2685 \_\_rtld\_lock\_unlock\_recursive (GL(dl\_load\_lock));  2686  2687 } |   这里的internal\_function是表明这个函数从寄存器中传递参数，而它的定义在configure.in中得到的。  **# define internal\_function \_\_attribute\_\_ ((regparm (3), stdcall))**  这其中的regparm就是gcc的编译选项是从寄存器传递3个参数，而stdcall表明这个函数是由调用函数来清栈，而一般的函数是由调用者来负责清栈，用的是cdecl。 \_\_rtld\_lock\_lock\_recursive (GL(dl\_load\_lock));与\_\_rtld\_lock\_unlock\_recursive (GL(dl\_load\_lock));在现在还没有完全定义，至少在linux中是没有的，但可以参考在linux/kmod.c 中的request\_module中为了防止过度嵌套而加的一个锁。  而其它的内容就是一个封装了。  dl\_open\_worker是真正做动态链接库映射并构造一个struct link\_map，而这是一个绝对重要的数据结构它的定义由于太长，我会放在第二篇文章结束的附录中介绍，因为那时你可以回头再理解动态链接库加载与解析的过程，而在下面的具体函数中出现了作实用性的解释，下面我们分段来看：   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker()  2532 static void  2533 dl\_open\_worker (void \*a)  2534 {  ……………………..  2547 args->map = new = \_dl\_map\_object (NULL, file, 0, lt\_loaded, 0, mode); |   这里就是调用\_dl\_map\_object 来把文件映射到内存中。原来的函数要从不同的路径搜索动态链接库文件，还要与SONAME（这是动态链接库文件在运行时的别名）比较，这些内容我在这里都删除了。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object()  1693 struct link\_map \*  1694 internal\_function  1695 \_dl\_map\_object (struct link\_map \*loader, const char \*name, int preloaded,  1696 int type, int trace\_mode, int mode)  1697 {  1698 int fd;  1699 char \*realname;  1700 char \*name\_copy;  1701 struct link\_map \*l;  1702 struct filebuf fb;  1703  1704  1705 /\* Look for this name among those already loaded. \*/  1706 for (l = GL(dl\_loaded); l; l = l->l\_next)  1707 {  1708 if (!\_dl\_name\_match\_p (name, l))  …………….  1721 return l;  1722 }  1723  1724 fd = open\_path (name, namelen, preloaded, &env\_path\_list,  1725 &realname, &fb);  1726  1727 l = \_dl\_new\_object (name\_copy, name, type, loader);  1728  1729 return \_dl\_map\_object\_from\_fd (name, fd, &fb, realname, loader, type, mode);  1730  1731  1732 }/\*end of \_dl\_map\_object\*/ |   这里先在已经被加载的一个动态链接库的链中搜索，在1706与1721行中就是作这一件事。想起来也很简单，因为可能在一个可执行文件依赖好几个动态链接库。而其中有几个动态链接库或许都依赖于同一个动态链接文件，可能早就加载了这样一个动态链接库，就是这样的情况了。  下面open\_path是一个关键，这里要指出的是env\_path\_list。得到的方式有几种，一是在系统环境变量，二就是DT\_RUNPATH所指的节中的字符串（参见下面的 [附录](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html#4)），还有更复杂的，是从其它要加载这个动态链接库文件的动态链接库中得到的环境变量-------这些问题我们都不说明了。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> open\_path()  1289 static int open\_path (const char \*name, size\_t namelen, int preloaded,  1290 struct r\_search\_path\_struct \*sps, char \*\*realname,  1291 struct filebuf \*fbp)  1292  1293 {  1294 struct r\_search\_path\_elem \*\*dirs = sps->dirs;  1295 char \*buf;  1296 int fd = -1;  1297 const char \*current\_what = NULL;  1298 int any = 0;  1299  1300 buf = alloca (max\_dirnamelen + max\_capstrlen + namelen);  1301  1302 do  1303 {  1304 struct r\_search\_path\_elem \*this\_dir = \*dirs;  1305 size\_t buflen = 0;  ………………  1310 struct stat64 st;  1311  1312  1313 edp = (char \*) \_\_mempcpy (buf, this\_dir->dirname, this\_dir->dirnamelen);  1314 for (cnt = 0; fd == -1 && cnt < ncapstr; ++cnt)  1315 {  1316 /\* Skip this directory if we know it does not exist. \*/  1317 if (this\_dir->status[cnt] == nonexisting)  1318 continue;  1319  1320 buflen = ((char \*) \_\_mempcpy (\_\_mempcpy (edp, capstr[cnt].str,  1321 capstr[cnt].len), name, namelen)- buf);  1322  1323  1324 fd = open\_verify (buf, fbp);  1325  1326  1327 \_\_xstat64 (\_STAT\_VER, buf, &st);  1328  1329  1341 }  1342  …………….  1358 } |   在这上面的alloc是在栈上分配空间的函数，这样就不用担心在函数结束的时候出现内存泄漏的情况（好的程序员真的要对内存的分配熟谙于心）。1313行就是把r\_search\_path\_elem的dirname copy过来，而在1320至1321行的内容就是为这个路径加上最后的'/'路径分隔号，而capstr就是根据不同的操作系统与体系得到的路径分隔号。这其实是一个很好的例子，因为\_\_memcpy返回的参数是dest string所copy的最后的一个字节的地址，所以每copy之后就会得到新的地址，如果用strncpy来写的话，就要用这样的方法   |  | | --- | | strncpy(edp, capstr[cnt].str, capstr[cnt].len);  edp+=capstr[cnt].len;  strncpy(edp,name, namelen);  edp+=namelen;  buflen=edp-buf; |   这就要用四句，而这里用了一句就可以了。  下面的open\_verify是打开这个buf所指的文件名，fbp是从这个文件得到的文件开时1024字节的内容,并对文件的有效性进行检查，这里最主要的是ELF\_IMAGIC核对。如果成功，就返回一个大于-1的文件描述符。整个open\_path就这样完成了打开文件的方法。  \_dl\_new\_object是一个分配struct link\_map\* 数据结构并填充一些最基本的参数。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_new\_object()  2027 struct link\_map \*  2028 internal\_function  2029 \_dl\_new\_object (char \*realname, const char \*libname, int type,  2030 struct link\_map \*loader)  2031  2032 {  2033 struct link\_map \*l;  2034 int idx;  2035 size\_t libname\_len = strlen (libname) + 1;  2036 struct link\_map \*new;  2037 struct libname\_list \*newname;  2038  2039 new = (struct link\_map \*) calloc (sizeof (\*new) + sizeof (\*newname)  2040 + libname\_len, 1);  2041  ………………..  2046  2047 new->l\_name = realname;  2048 new->l\_type = type;  2049 new->l\_loader = loader;  2050  2051 new->l\_scope = new->l\_scope\_mem;  2052 new->l\_scope\_max = sizeof (new->l\_scope\_mem) / sizeof (new->l\_scope\_mem[0]);  2053  2054 if (GL(dl\_loaded) != NULL)  2055 {  2056 l = GL(dl\_loaded);  2057 while (l->l\_next != NULL)  2058 l = l->l\_next;  2059 new->l\_prev = l;  2060 /\* new->l\_next = NULL; Would be necessary but we use calloc. \*/  2061 l->l\_next = new;  2062  2063 /\* Add the global scope. \*/  2064 new->l\_scope[idx++] = &GL(dl\_loaded)->l\_searchlist;  2065 }  2066 else  2067 GL(dl\_loaded) = new;  2068 ++GL(dl\_nloaded);  ………….  2080  2081 return new;  2082  2083 } |   在2039行的内存分配是一个把libname 与name的数据结构也一同分配，是一种零用整取的策略。从2043-2053行都是为struct link\_map 的成员数据赋值。从2054-2067行则是把新的struct link\_map\* 加入到一个单链中，这是在以后是很有用的，因为这样在一个执行文件中如果要整体管理它相关的动态链接库，就可以以单链遍历。  如果要加载的动态链接库还没有被映射到进程的虚拟内存空间的话，那只是准备工作，真正的要点在\_dl\_map\_object\_from\_fd()这个函数开始的。因为这之后，每一步都有关动态链接库在进程中发挥它的作用而必须的条件。  这上段比较长，所以分段来看，   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1391 struct link\_map \*  1392 \_dl\_map\_object\_from\_fd (const char \*name, int fd, struct filebuf \*fbp,  1393 char \*realname, struct link\_map \*loader, int l\_type,  1394 int mode)  1395  1396 {  1397  1398 struct link\_map \*l = NULL;  1399 const ElfW(Ehdr) \*header;  1400 const ElfW(Phdr) \*phdr;  1401 const ElfW(Phdr) \*ph;  1402 size\_t maplength;  1403 int type;  1404 struct stat64 st;  1405  1406 \_\_fxstat64 (\_STAT\_VER, fd, &st);  …………  1413 for (l = GL(dl\_loaded); l; l = l->l\_next)  1414 if (l->l\_ino == st.st\_ino && l->l\_dev == st.st\_dev)  1415 {  ……….  1418 \_\_close (fd);  ……………  1422 free (realname);  1423 add\_name\_to\_object (l, name);  1424  1425 return l;  1426 } |   这里先开始就要从再找一遍，如果找到了已经有的struct link\_map\* 要加载的libname（的而比较的依据是它的与st\_ino，这是物理文件在内存中编号，且文件的设备号st\_dev相同，这是从比较底层来比较文件，具体的原因，你可以参看我将要发表的《从linux的内存管理看文件共享的实现》）。之所以采取这样再查一遍，因为如果进程从要开始打开动态链接库文件，走到这里可能要经过很长的时间（据我作的实验来看，对第一次打开的文件大概也就在200毫秒左右---------主要的时间是硬盘的寻道与读盘，但这对于计算机的进程而言已经是很长的时间了。）所以，有可能别的线程已经读入了这个动态链接库，这样就没有必要再做下去了。这与内核在文件的打开文件所用的思想是一致的。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1427  1428 /\* This is the ELF header. We read it in `open\_verify'. \*/  1429 header = (void \*) fbp->buf;  1430  1431 l->l\_entry = header->e\_entry;  1432 type = header->e\_type;  1433 l->l\_phnum = header->e\_phnum;  1434  1435 maplength = header->e\_phnum \* sizeof (ElfW(Phdr));  1436 |   这一段所作的为下面的ELF文件的分节映射入内存做一点准备（要读写phdr的数组）。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1438 /\* Scan the program header table, collecting its load commands. \*/  1439 struct loadcmd  1440 {  1441 ElfW(Addr) mapstart, mapend, dataend, allocend;  1442 off\_t mapoff;  1443 int prot;  1444 } loadcmds[l->l\_phnum], \*c;  1445 size\_t nloadcmds = 0; |   这里把数据结构定义在函数内部，能保证这是一个局部变量定义，与面向对象中的private的效果是一样的。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1448 for (ph = phdr; ph < &phdr[l->l\_phnum]; ++ph)  1449 switch (ph->p\_type)  1450 {  ………..  1454 case PT\_DYNAMIC:  1455 l->l\_ld = (void \*) ph->p\_vaddr;  1456 l->l\_ldnum = ph->p\_memsz / sizeof (ElfW(Dyn));  1457 break;  1458  1459 case PT\_PHDR:  1460 l->l\_phdr = (void \*) ph->p\_vaddr;  1461 break;  1462  1463 case PT\_LOAD:  …………..  1467 c = &loadcmds[nloadcmds++];  1468 c->mapstart = ph->p\_vaddr & ~(ph->p\_align - 1);  1469 c->mapend = ((ph->p\_vaddr + ph->p\_filesz + GL(dl\_pagesize) - 1)  1470 & ~(GL(dl\_pagesize) - 1));  1471 c->dataend = ph->p\_vaddr + ph->p\_filesz;  1472 c->allocend = ph->p\_vaddr + ph->p\_memsz;  1473 c->mapoff = ph->p\_offset & ~(ph->p\_align - 1);  …………..  1480 c->prot = 0;  1481 if (ph->p\_flags & PF\_R)  1482 c->prot |= PROT\_READ;  1483 if (ph->p\_flags & PF\_W)  1484 c->prot |= PROT\_WRITE;  1485 if (ph->p\_flags & PF\_X)  1486 c->prot |= PROT\_EXEC;  1488 break;  …………  1493 } |   在ELF文件的规范中，根据不同的program header 不同，要实现不同的功能，采用不同的处理策略，具体的内容请参看 [附录2](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html#5)中的说明。这里没有出现一般的default 但实际运行与下面的语句是等价的：   |  | | --- | | default:  continue; |   真是达到程序简洁的特点。  但有一个特别要指出的是PT\_LOAD的那些，把所有的可以加载的节都在加载的数据结构中loadcmds中构建完成，是一个好的想法。特别是指针的妙用，值得学习(1467 c = &loadcmds[nloadcmds++];)。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1498 c = loadcmds;  …………  1501 maplength = loadcmds[nloadcmds - 1].allocend - c->mapstart;  1502  1503 if (\_\_builtin\_expect (type, ET\_DYN) == ET\_DYN)  1504 {  …………….  1521 l->l\_map\_start = (ElfW(Addr)) \_\_mmap ((void \*)0, maplength,  1522 c->prot, MAP\_COPY | MAP\_FILE,  1523 fd, c->mapoff);  1524  1525 l->l\_map\_end = l->l\_map\_start + maplength;  1526 l->l\_addr = l->l\_map\_start - c->mapstart;  ………..  1535 \_\_mprotect ((caddr\_t) (l->l\_addr + c->mapend),  1536 loadcmds[nloadcmds - 1].allocend - c->mapend,  1537 PROT\_NONE);  1538  1539 goto postmap;  1540 } |   在1521-1526行之间就是把整个文件都进行了映射，妙处在1498行与1501行，是把头与尾的两个PT\_LOAD program header 的内容都计算在内了。而1503行就是我们这里的情景，因为这是动态链接库的加载。而1535行的修改虚拟内存的属性，就是把映射在最高地址的空白失效。这是一种保护。为了防止有人利用这里大做文章。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1546 while (c < &loadcmds[nloadcmds])  1547 {  1548  1549 postmap:  1550 if (l->l\_phdr == 0  1551 && (ElfW(Off)) c->mapoff <= header->e\_phoff  1552 && ((size\_t) (c->mapend - c->mapstart + c->mapoff)  1553 >= header->e\_phoff + header->e\_phnum \* sizeof (ElfW(Phdr))))  ……  1555 l->l\_phdr = (void \*) (c->mapstart + header->e\_phoff - c->mapoff);  1556  1557 if (c->allocend > c->dataend)  1558 {  ………..  1561 ElfW(Addr) zero, zeroend, zeropage;  1562  1563 zero = l->l\_addr + c->dataend;  1564 zeroend = l->l\_addr + c->allocend;  1565 zeropage = ((zero + GL(dl\_pagesize) - 1)  1566 & ~(GL(dl\_pagesize) - 1));  1567  1568 if (zeroend < zeropage)  ……….  1571 zeropage = zeroend;  1572  1573 if (zeropage > zero)  1574 {  …….  1576 if ((c->prot & PROT\_WRITE) == 0)  1577 {  1578 /\* Dag nab it. \*/  1579 \_\_mprotect ((caddr\_t) (zero & ~(GL(dl\_pagesize)  1580 - 1)), GL(dl\_pagesize),  1581 c->prot|PROT\_WRITE) < 0);  1582  1583 }  1584 memset ((void \*) zero, '\0', zeropage - zero);  1585 if ((c->prot & PROT\_WRITE) == 0)  1586 \_\_mprotect ((caddr\_t) (zero & ~(GL(dl\_pagesize) - 1)),  1587 GL(dl\_pagesize), c->prot);  1588 }  1589  1590 if (zeroend > zeropage)  1591 {  ……..  1593 caddr\_t mapat;  1594 mapat = \_\_mmap ((caddr\_t) zeropage, zeroend - zeropage,  1595 c->prot, MAP\_ANON|MAP\_PRIVATE|MAP\_FIXED,  1596 ANONFD, 0);  1597  1598 }  1599 }  1600  1601 ++c;  1602 } |   这里所作的与上面的相类似，根据在前面从PT\_LOAD program header 得到的文件映射的操作属性进行修改，但在zeroend>zerorpage的时候不同，把它映射成为进程独享的数据空间。这也就是一般的初始化数据区BSS的地方。因为zeroend是在文件中的映射的页面对齐尾地址，而zeropage是文件中的内容映射的页面对齐尾地址，这其中的差就是为未初始化数据准备的，这在1593-1597行之间体现，要把它的属性改成可写的，且全为0。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1606 if (l->l\_phdr == NULL)  1607 {  ……..  1611 ElfW(Phdr) \*newp = (ElfW(Phdr) \*) malloc (header->e\_phnum  1612 \* sizeof (ElfW(Phdr)));  1613  1614 l->l\_phdr = memcpy (newp, phdr,  1615 (header->e\_phnum \* sizeof (ElfW(Phdr))));  1616 l->l\_phdr\_allocated = 1;  1617 }  1618 else  1619 /\* Adjust the PT\_PHDR value by the runtime load address. \*/  1620 (ElfW(Addr)) l->l\_phdr += l->l\_addr; |   把phdr 就是program header 也纳入struct link\_map的管理之中，一般的情况是不会有的，所以要copy过来。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1625 elf\_get\_dynamic\_info (l); |   这里调用的函数elf\_get\_dynamic\_info是在加载过程中最重要的一个之一，因为在这之后的几乎所有的对动态链接管理的内容都要用要与这里的l\_info数据组相关。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd() >> elf\_get\_dynamic\_info()  2826 static inline void \_\_attribute\_\_ ((unused, always\_inline))  2827 elf\_get\_dynamic\_info (struct link\_map \*l)  2828 {  2829 ElfW(Dyn) \*dyn = l->l\_ld;  2830 ElfW(Dyn) \*\*info;  2831  2832  2833 info = l->l\_info;  2834  2835 while (dyn->d\_tag != DT\_NULL)  2836 {  2837 if (dyn->d\_tag < DT\_NUM)  2838 info[dyn->d\_tag] = dyn;  ……………  2853 ++dyn;  2854 }  ………….  2858 if (l->l\_addr != 0)  2859 {  2860 ElfW(Addr) l\_addr = l->l\_addr;  2861  2862 if (info[DT\_HASH] != NULL)  2863 info[DT\_HASH]->d\_un.d\_ptr += l\_addr;  2864 if (info[DT\_PLTGOT] != NULL)  2865 info[DT\_PLTGOT]->d\_un.d\_ptr += l\_addr;  2866 if (info[DT\_STRTAB] != NULL)  2867 info[DT\_STRTAB]->d\_un.d\_ptr += l\_addr;  2868 if (info[DT\_SYMTAB] != NULL)  2869 info[DT\_SYMTAB]->d\_un.d\_ptr += l\_addr;  ……………….  2874  …………  2876 if (info[DT\_REL] != NULL)  2877 info[DT\_REL]->d\_un.d\_ptr += l\_addr;  ………….  2879  2880 if (info[DT\_JMPREL] != NULL)  2881 info[DT\_JMPREL]->d\_un.d\_ptr += l\_addr;  2882 if (info[VERSYMIDX (DT\_VERSYM)] != NULL)  2883 info[VERSYMIDX (DT\_VERSYM)]->d\_un.d\_ptr += l\_addr;  2884 }  ………….  2889 } |   上面的\_\_attribute\_\_ 中的unused 是为了消除编译器在-Wall 情况下对于其中可能没有用到在函数中的局部变量发出警告，而alwayse\_inline，很好解释，就是内联函数的强制标志。  2829行的l->l\_ld是在前面的\_\_dl\_map\_object\_from\_fd中的1455被给定的。也就是所有关于动态链接节的所在地址（参看 [附录B](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html#5)中的解释）。  很明显在2835至2854行之间的循环就是把l\_info的内容都填充好。 这为之后有很大的作用，因为这些节是可以找到如函数名与定位信息的，这里的的妙处是把数组的偏移量与d\_tag相关联，代码简洁。  2856至2885便是对动态链接库的调整过程（这里调整的每一个节都是与函数解析有重要关系的，详细内容可参看 [附录A](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html#4)），如果我们考虑的更远一点，在前面的函数中的1521行一开始把整个文件连续的映射入内存，在这里就很好的得到解释，如果不是连续的，就没有办法在这里作一个统一的调整了。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_map\_object() >> \_dl\_map\_from\_fd()  1662 /\* Finally the file information. \*/  1663 l->l\_dev = st.st\_dev;  1664 l->l\_ino = st.st\_ino;  1667 return l;  1670 } |   最后就是把设备号与节点号加入就完成了最后的dl\_map\_object就行了，回头看1414行中对已经加载的文件的搜索，就可以明白这里的作用了。  再回到dl\_open\_worker中   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker()  2550 /\* It was already open. \*/  2551 if (new->l\_searchlist.r\_list != NULL)  2552 {  …….  2556 if ((mode & RTLD\_GLOBAL) && new->l\_global == 0)  2557 (void) add\_to\_global (new);  2558  2559 /\* Increment just the reference counter of the object. \*/  2560 ++new->l\_opencount;  2561  2562 return;  2563 } |   这就是对已经被打开了的，就对l\_opencount加一返回了。但为什么要在2551行之后作出这一判断呢，那是在下面的代码有关，\_dl\_map\_object\_deps会把l\_searchlist加载入。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker()  2565 /\* Load that object's dependencies. \*/  2566 \_dl\_map\_object\_deps (new, NULL, 0, 0, mode & \_\_RTLD\_DLOPEN);  ……………  2573 l = new;  2574 while (l->l\_next)  2575 l = l->l\_next;  2576 while (1)  2577 {  2578 if (! l->l\_relocated)  2579 {  2580 \_dl\_relocate\_object (l, l->l\_scope, lazy, 0);  2581 }  2582  2583 if (l == new)  2584 break;  2585 l = l->l\_prev;  2586 } |   在这里的\_dl\_map\_object\_deps会填充l\_searchlist.r\_list，对于这个函数与下面的\_dl\_relocate\_object由于与函数的解析关系比较大，所以我放在《Intel平台下linux中ELF文件动态链接的加载、解析及实例分析（中）-----------函数解析与卸载篇》讲解。但可以把这个当作这个新加载的动态链接库的所依赖的动态链接库的struct link\_map\* 放入这个指针的列表中(就是l\_search\_list中)，\_dl\_relocate\_object是对这个动态链接库中的函数重定位，而这里用的，这里之所以用的是while (1) 2576行，是因为在前面用的\_dl\_map\_object\_deps会把这个动态链接库所依赖的动态链接库也加载进来，这其中就会有没有重定位的。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker()  2592 for (i = 0; i < new->l\_searchlist.r\_nlist; ++i)  2593 if (++new->l\_searchlist.r\_list[i]->l\_opencount > 1  2594 && new->l\_searchlist.r\_list[i]->l\_type == lt\_loaded)  2595 {  2596 struct link\_map \*imap = new->l\_searchlist.r\_list[i];  2597 struct r\_scope\_elem \*\*runp = imap->l\_scope;  2598 size\_t cnt = 0;  2599  2600 while (\*runp != NULL)  2601 {  …………  2605 if (\*runp == &new->l\_searchlist)  2606 break;  2607  2608 ++cnt;  2609 ++runp;  2610 }  2611  2612 if (\*runp != NULL)  2613 /\* Avoid duplicates. \*/  2614 continue;  …………  2642 imap->l\_scope[cnt++] = &new->l\_searchlist;  2643 imap->l\_scope[cnt] = NULL;  2644 } |   这段代码如果从实现功能上来讲是很简单的，就是在我们刚新加入的动态链接库new中的l\_searchlist中(这些都是在前面被dl\_object\_deps加载入的被依赖的动态链接库数组)imap->l\_scope查找，如果里面runp有&new->l\_searchlist，就不用对原来的imap->l\_scope扩充了，但如果没有就要完成2616到2644行的扩充工作。  但在这之后的背景原因，却是&new->l\_searchlist其实就是new本身。在一般情况下，如果这个依赖的动态链接库在new被加载之前已经加载（具体的原因会在下一篇文章关于动态链接库函数解析中说明），那就会遇到这种情况。而我们又不能保证两个动态链接库之间的互相依赖情况的发生，如下图，那这里的解决办法便是一个补救措施了。  http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/images/image003.png   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker()  2647 \_dl\_init (new, \_\_libc\_argc, \_\_libc\_argv, \_\_environ); |   这是要调用动态链接库自备的初始函数。这有点类似与insmod时调用的init\_module的内容。至于这其中所传递的\_\_libc\_argc, \_\_libc\_argv, \_\_environ三个参数是在你的可执行文件被运行的时候由bash引入的输入参数与环境变量，一般的动态链接库是没有什么用处了。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_init()  1118 void  1119 internal\_function  1120 \_dl\_init (struct link\_map \*main\_map, int argc, char \*\*argv, char \*\*env)  1121 {  1122  1123 ElfW(Dyn) \*preinit\_array = main\_map->l\_info[DT\_PREINIT\_ARRAY];  1124 ElfW(Dyn) \*preinit\_array\_size = main\_map->l\_info[DT\_PREINIT\_ARRAYSZ];  1125 unsigned int i;  1126  1127  1128 ElfW(Addr) \*addrs;  1129 unsigned int cnt;  1130  1131  1132 addrs = (ElfW(Addr) \*) (preinit\_array->d\_un.d\_ptr + main\_map->l\_addr);  1133 for (cnt = 0; cnt < i; ++cnt)  1134 (init\_t) addrs[cnt]) (argc, argv, env);  ………….  1146 i = main\_map->l\_searchlist.r\_nlist;  1147 while (i-- > 0)  1148 call\_init (main\_map->l\_initfini[i], argc, argv, env);  1149  1150  1151  1152  1153 } |   先是调用 DT\_PREINIT的内容，这是在init之的init方法。我想这个之所以要实现，不光是为让动态链接库的开发者有更好的开发接口，而且还是在以它所依赖的动态链接库之前进行一些初始化工作，借鉴于面向对象的构造函数。   |  | | --- | | \_dl\_open() >> dl\_open\_worker() >> \_dl\_init() >> call\_init()  1072 static void  1073 call\_init (struct link\_map \*l, int argc, char \*\*argv, char \*\*env)  1074 {  1075  1076 if (l->l\_init\_called)  1078 return;  1079  1082 l->l\_init\_called = 1;  ………..  1089 if (l->l\_info[DT\_INIT] != NULL)  1090 {  1091 init\_t init = (init\_t) DL\_DT\_INIT\_ADDRESS(l, l->l\_addr + l->l\_info[DT\_INIT]->d\_un.d\_ptr);  1092  1093 /\* Call the function. \*/  1094 init (argc, argv, env);  1095 }  1098 ElfW(Dyn) \*init\_array = l->l\_info[DT\_INIT\_ARRAY];  1099 if (init\_array != NULL)  1100 {  1101 unsigned int j;  1102 unsigned int jm;  1103 ElfW(Addr) \*addrs;  1104  1105 jm = l->l\_info[DT\_INIT\_ARRAYSZ]->d\_un.d\_val / sizeof (ElfW(Addr));  1106  1107 addrs = (ElfW(Addr) \*) (init\_array->d\_un.d\_ptr + l->l\_addr);  1108 for (j = 0; j < jm; ++j)  1109 ((init\_t) addrs[j]) (argc, argv, env);  1110 }  1111  1112  1113 } |   1076-1082行的内容一看便知，是防止两次初始化。下面是对DT\_INIT与DT\_INIT\_ARRAY的函数调用，值得注意的是，前面调用call\_init时是对l\_initfine的数组进行的，这里就包括了这个新的动态链接库所依赖的。就这样完成了dl\_open\_worker()这个过程。  到此，我们至少大致上已经把动态链接库的过程说了一遍（当然，除了\_dl\_map\_object\_deps和\_dl\_relocate\_object）到现在我们已经明白了以下几点：  1、 动态链接库的struct link\_map\* 的产生与组织过程（这个在\_dl\_new\_object中实现）  2、 动态链接库是如何被提取信息入struct link\_map\*中的，并被加载的(这个在open\_verify 与dl\_map\_object\_from\_fd，elf\_get\_dynamic\_info这三个函数中实现)  3、 动态链接库本身的初始化过程（这个在\_dl\_init中实现）  总体上函数调用结构在下图中一个示意图。  http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/images/image006.jpg  但还有几个问题没有被提到  1、 可执行文件中的函数被如何定位到动态链接库的函数体中的。  2、 一个动态链接库与依赖的动态链接库之间是什么关系，它们之间是如何联系。  3、 一个函数是怎样被动态解析，它又是使函数调用方与实现方成为一体的。  这些问题我会在《Intel平台下linux中ELF文件动态链接的加载、解析及实例分析（中）-----------函数解析与卸载篇》进行阐明，敬请期待。   |  | | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/rules/blue_rule.gif http://www.ibm.com/i/c.gif |  |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif   |  |  | | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/icons/u_bold.gif | [**回页首**](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html#main) | |   **附录A：动态链接section 类型及说明**   |  |  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | --- | --- | | 类型 | 数值 | d\_un所指 | EXEC可选性 | DYN可选性 | 说明 | | DT\_NULL | 0 | 不用 | 必须 | 必须 | 这个表示动态链接section的结束标志 | | DT\_NEEDED | 1 | d\_val | 可选 | 可选 | 这个节d\_val是包含了以null结尾的字符串，这些字符串是这个动态链接文件或可执行文件的依赖文件名称与路径的节的开始地址 | | DT\_PLTRELSZ | 2 | d\_val | 可选 | 可选 | 这里的d\_val是过程链接表（procedure linkage table）的大小，它与DT\_JMPREL结合使用 | | DT\_PLTGOT | 3 | d\_ptr | 可选 | 可选 | 这里的d\_ptr是过程链接表或全局偏移量表的起始地址。 | | DT\_HASH | 4 | d\_ptr | 必须 | 必须 | 这里的d\_val是符号哈希表的起始地址。 | | DT\_STRTAB | 5 | d\_ptr | 必须 | 必须 | 这里d\_ptr所给出的是符号名称字符串表的起始地址。 | | DT\_SYMTAB | 6 | d\_ptr | 必须 | 必须 | 这里的d\_ptr是Elf32\_sym数据结构在的节表中的起始地址。 | | DT\_STRSZ | 10 | d\_val | 必须 | 必须 | 这d\_val是上面的DT\_STRTAB节的大小。 | | DT\_SYMENT | 11 | d\_val | 必须 | 必须 | 这里的d\_val是DT\_SYMTAB中的每个Elf32\_Sym数据结构的大小 | | DT\_INIT | 12 | d\_ptr | 可选 | 可选 | 这里的d\_ptr是一个动态链接库被加载时调用的初始函数所在节的起始地址。 | | DT\_FINI | 13 | d\_ptr | 可选 | 可选 | 这里的d\_ptr是一个动态链接库被卸载时，调用解构函数所在节的起始地址。 | | DT\_REL | 17 | d\_ptr | 必须 | 可选 | 这里的d\_ptr与上面的DT\_RELA相似，是Elf32\_Rel数据结构所在节的起始地址，它在intel平台下用。 | | DT\_RELSZ | 18 | d\_val | 必须 | 可选 | 这d\_val与上面的DT\_REL上面的相对应，表明上面的那个节的大小。 | | DT\_RELENT | 19 | d\_val | 必须 | 可选 | 这里的d\_val是DT\_REL中的一个Elf32\_Rel的数据结构的大小。 | | DT\_PLTREL | 20 | d\_val | 可选 | 可选 | 这里的d\_val是与过程链接表（procedure linkage table）有关的，就是DT\_REL 或DT\_RELA的值,也就是这个ELF文件用的是DT\_REL的话那d\_val就是17，而如果是DT\_RELA的话就是7 | | DT\_JMPREL | 23 | d\_ptr | 可选 | 可选 | 这是我们这里最重要的Elf\_Dyn，因为d\_ptr所指的就是GOT（global object table）全局对象表，这其实是一个导入函数与全局变量的地址表。 | | DT\_INIT\_ARRAY | 25 | d\_ptr | 可选 | 可选 | 这里的d\_ptr是要初始化函数跳转表起始相对地址。 | | DT\_FINI\_ARRAY | 26 | d\_ptr | 可选 | 可选 | 这里的d\_ptr是要解构时调用的函数跳转表起始相对地址。 | | DT\_INIT\_ARRAYSZ | 27 | d\_val | 可选 | 可选 | 这里的d\_val表明前面的DT\_INIT\_ARRAY的大小。 | | DT\_FINI\_ARRAYSZ | 28 | d\_val | 可选 | 可选 | 这里的d\_val是前面的DT\_FINI\_ARRAY的大小。 | | DT\_ENCODING | 32 | d\_val或d\_ptr | 没有规定 | 没有规定 | 现在这个节还没有规定，但很明显就是为以后的加密而准备的。 | | DT\_PREINIT\_ARRAY | 32 | d\_ptr | 可选 | 不用 | 这里d\_ptr是在调用main函数之前的调用初始函数跳转表的起始地址。 | | DT\_PREINIT\_ARRAYSZ | 33 | d\_val | 可选 | 不用 | 这里的d\_val是前面的DT\_PREINIT\_ARRAY的大小 |   上面只列出了在我们这里要用到的项目，而ELF文件规范的设计者还为它留下了可以在不同的系统与平台中独自享用的项目，这里不列出了。   |  | | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/rules/blue_rule.gif http://www.ibm.com/i/c.gif |  |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif   |  |  | | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/icons/u_bold.gif | [**回页首**](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html#main) | |   **附录B：动态链接库program header 类型的说明**   |  |  |  | | --- | --- | --- | | 名称 | 值 | 说明 | | PT\_NULL | 0 | 这是program header 数组的分界标志符。 | | PT\_LOAD | 1 | 这个标志说明它所指的文件内容要被加载到内存单元，加载的内容由p\_offset（在ELF文件中的偏移量）p\_filesz（被加载的内容在文件中的大小）。而加载的要求是p\_vaddr（被建议的加载的开始地址）p\_memsz（被加载的建议内存大小） | | PT\_DYNAMIC | 2 | 表示它所对应的dynamic section 内容，也就是在 [附录A](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html#4)中所有的Elf32\_Dyn数据结构所在的program heaer | | PT\_INTERP | 3 | 这里所指的是一个字符串，它指的是为加载可执行文件而用的动态链接库名称，在linux下，这是/lib/ld-linux.so.2 | | PT\_NOTE | 4 | 为软件开发商加入标识而用的，表明软件的开发说明。 | | PT\_SHLIB | 5 | 这是为日后的扩充面预留。 | | PT\_PHDR | 6 | 表示program header array自身在内存中的映射地址与大小。 |   **参考资料**   * John Levine "Linkers and Loaders" （是对动态链接的一般性理论作了一个概观介绍）可以在以下的网址上看到它的网络版 <http://www.iecc.com/linker/> * Executable and Linkable Format (ELF) （这专门介绍ELF文件格式的ABI的好文章，网络版在 [www.skyfree.org/linux/references/ELF\_Format.pdf](http://www.skyfree.org/linux/references/ELF_Format.pdf)可以得到） * glibc2-3-2版本 本文的源代码来源。可以在 <ftp://ftp.gnu.org>中下载而得。   **关于作者**   |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif | | | |  | http://www.ibm.com/i/c.gif | 王瑞川 linux爱好者，愿与志同道合者一起探讨，联系方式 [jeppeterone@163.com](mailto:jeppeterone@163.com?cc=) | |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| |  |  | | --- | --- | | Intel平台下linux中ELF文件动态链接的加载、解析及实例分析（二）: 函数解析与卸载  http://www.ibm.com/i/c.gif | developerWorks | |

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| http://www.ibm.com/i/c.gif | |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif | |  | | --- | | **文档选项** |  |  |  |  |  |  |  |  | | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | | |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif | 将打印机的版面设置成横向打印模式 | [**打印本页**](javascript:print()) | | http://www.ibm.com/i/c.gif | 将此页作为电子邮件发送 | [**将此页作为电子邮件发送**](javascript:document.email.submit();) | | |   级别： 中级  [王瑞川](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/index.html#author) ([jeppeterone@163.com](mailto:jeppeterone@163.com?subject=函数解析与卸载)), linux爱好者  2003 年 12 月 01 日  上篇文章Intel平台下Linux中ELF文件动态链接的加载、解析及实例分析（一）: 加载阐述了ELF文件被加载的时候所经历的一般过程。那我们现在就来解决在上一篇文章的最后所提到的那几个问题，以及那些在dl\_open\_worker中没有讲解的代码。  相信读者已经看过了 [Intel平台下Linux中ELF文件动态链接的加载、解析及实例分析（一）: 加载](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part1/index.html)的内容了，了解了ELF文件被加载的时候所经历的一般过程。那我们现在就来解决在上一篇文章的最后所提到的那几个问题，以及那些在dl\_open\_worker中没有讲解的代码。  **一、\_dl\_map\_object\_deps 函数分析**  由于源代码过分的冗长，并且由于效率的考虑，使原本很简单的代码变成了一件 TRAMPOLINE 的事情，所以我对它进行了大幅度的改变，不仅删除了所有不必要的代码，而且还用伪代码来展现它最初的设计思想。   |  | | --- | | 13 \_dl\_map\_object\_deps (struct link\_map \*lmap)  14  15 {  16  17 struct list\_head\* add\_list;  18 char\* load\_dl\_name;  19 struct link\_map\* curlmap;  20 Elf32\_Dyn\* needed\_dyn;  21 struct link\_map\* new\_lmap;  22 int lmap\_count=1;  23  24 add\_lmap\_to\_list(lmap,add\_list);  25  26 for\_each\_in\_list(add\_list,curlmap)  27 {  28 for\_every\_DT\_NEEDED\_section(curlmap,needed\_dyn)  29 {  30 load\_dl\_name= get\_needed\_name(curlmap,needed\_dyn);  31  32 new\_lmap=\_dl\_map\_object(load\_dl\_name);  33  34  35 add\_to\_list\_tail\_uniq(add\_list,new\_lmap);  36 }  37 }  38  39 lmap\_count=count\_the\_list(lmap);  40  41 lmap->l\_initfini=(struct link\_map\*\*)malloc ((2\*lmap\_count+1)\*(struct link\_map\*));  42  43 lmap->l\_searchlist.r\_list=&lmap->l\_initfini[lmap\_count+1];  44 lmap->l\_searchlist.r\_nlist=lmap\_count;  45  46  47 copy\_each\_add\_list\_to\_searchlist(lmap,add\_list,lmap\_count);  48  49 free\_the\_add\_list(add\_list);  50  51 } |   先说明，其实加载一个动态链接库的依赖动态链接库不是一件简单的事，因为所有的动态链接库可能还有它自己所依赖的动态链接库，如果采用递归简单方法实现不仅是不可能的-----因为你可以参看第一篇的文章，那里提到了一个在加载动态链接库中的加锁问题，而且也是没有必要的，你并不能保证这样的动态链接库依赖关系会不会形成一个依赖循环，就像下面的一张图所显示的那样：  http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/image001.jpg  这样最简单的想法就是我们不重复的加载所有的动态链接库，这里就用一个单链实现-----在原来的程序中也是用这个方法，但那里用来分配的方法是在栈中直接实现，这样可以加快程序的运行，但程序可读性大大减弱了。  23 行就首先就把 lmap 自己加入这个 struct list 中去，在 26 行的 for\_each\_in\_list(add\_list,curlmap) 其实是就是把 curlmap=curlmap->next，并判断它的 curlmap!=NULL,  28 行的 for\_every\_DT\_NEEDED\_section(curlmap,needed\_dyn)  主要就是 needed\_dyn=curlmap->l\_info[DT\_NEEDED]; 但这里要注意的是，在一个动态链接库中可能有不只一个，就像在 readelf -a 的例子   |  | | --- | | Tag Type Name/Value  0x00000001 (NEEDED) Shared library: [libstdc++-libc6.2-2.so.3]  0x00000001 (NEEDED) Shared library: [libm.so.6]  0x00000001 (NEEDED) Shared library: [libc.so.6] |   更确切的是要在 lmap-> l\_ld 的 dynamic section 中查找它的 d\_tag 为 DT\_NEEDED 中  30 行的 get\_needed\_name 用的方法是这样的   |  | | --- | | load\_dl\_name=curlmap->l\_addr+need\_dyn->d\_un.d\_ptr+curlmap->l\_i  nfo[DT\_STRTAB]; |   很明显这里就会把这个动态链接库映射来完成它的加载，而 35 行是要把 add\_list 扩充，这里只会对同一个动态链接库加载一次，所以不会有前面的循环加载，再回过头来看 26 行到 37 行之间的那个循环，如果在 35 行中加入了那个没有重复的动态链接库。那整个循环就可能继续循环下去。  从 39 行到 51 行之中就把这个函数中已经得到的依赖动态链接库 copy 入 l\_searchlist 与 l\_initfini 这两个的重要数组中, 巧妙的是它们采用了一起分配的。最后前面的那个临时单链表。   |  | | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/rules/blue_rule.gif http://www.ibm.com/i/c.gif |  |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif   |  |  | | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/icons/u_bold.gif | [**回页首**](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/index.html#main) | |   **二、相对转移，绝对转移**  在学习汇编语言的时候，我们对不同的寻址方式肯定有很深的印象。但对于在汇编语言中同样重要的转移指令，只是一笔带过（用到了call 与 jxx ----------- 这里的 jxx 是指如 jmp jae jbe 这样的有条件转移指令和无条件转移指令）。然而，如果讲到动态链接库的链接实现则一定要提到这一内容。  所谓相对转移，就是这个二进制代码的中的它是可以在重定位的环境中不经修改，就可以运行的。如下面的情况，   |  | | --- | | 719: e9 e2 fe ff ff jmp 600 <loop\_put\_buffer> |   变成一般的地址是这样的   |  | | --- | | movl %eip,%eax  addl $0xfffffee2,%eax  movl %eax,%eip |   这里旁边的 719 就是这个 ELF 文件与起始地址相比的偏移量，而在里面的 e9 e2 fe ff ff 如果写成看的往后退 0x11e 因为这是 ff ff fe e2（intel 是 little endian 表示方法）所表示的 -0x11e 的数。如果把 719 加上 5 再减去 600 就是这个数了。这便是处理器的相对转移。  还有另一种转移方式，就是绝对转移。   |  | | --- | | 2b6: ff d0 call \*%eax |   这个如果用最简单的代码来表示是   |  | | --- | | addl $2,%eip  pushl %eip  movl (%eax),%eip |   很明显，就是把 eip 的内容变成了eax 中的内容，如果用 jmp 也是一样的   |  | | --- | | ljmp \*(%edx) |   上面的两种转移方式适应于不同的环境要求，如果是在一个ELF文件中的，采用相对转移可带来的好处有以下的几点：  1、 可以不用再访问一次内存，在指令的执行时间上得到了大大的提高（这在PCI的总线结构中现在主流的最高主频是133MHZ，而随便一个INTEL CPU的主频都能超过它）。  2、 可以适应在动态加载与动态定位的内存环境，而不用再对原来的代码修改便能实现（代码段也不能在运行的时候修改），因为整个动态链接库或可执行文件都是以连续的地址映射的。  但同样带来了几个问题：  1、 这样的相对转移没有办法在运行的时候准确的转移到别的动态链接库中的函数地址（因为虽然大部分的动态链接库的加载地址是可以预计的，但从理论上来说是随机的）。  2、 这样的代码在平台之间的移植性带来很大的问题，因为不同的机器没有办法知道这样的数字是代表一个地址，还是代表了一个二进制数。所以在对平台移植有高要求的体系中用的是c++的虚函数指针------相对地址转移的发展。如COM，corba体系中就是这样的。  上面的这两项缺点正好是绝对转移的优势。作一个对比，绝对转移就相当于内存寻址时的立即寻址，而相对转移相当于内存寻址的相对寻址。  在一般的动态链接库中实际运用更是用了一个聪明的办法。请看下一段的汇编语言片段：   |  | | --- | | 2f7: e8 00 00 00 00 call 2fc <ok+0xc>  2fc: 5b pop %ebx  2fd: 81 c3 b0 10 00 00 add $0x10b0,%ebx |   这里的2f7中的call 2fc <ok+0xc>是什么意思呢，从我们上面的方法来看，这里是什么呢？就是把函数运行到了2fc处，根据是我上面所说的，因为是一个相对转移。e8 00 00 00 00。如果用一般的观点看这没有什么用处。但妙处就在这里，2fc处的pop %ebx，是把什么送到%ebx中呢，如果每一次call 都会把下一条要执行的指令的地址压入栈中，那%ebx中在这里的内容就是2d4这一条指令在内存中的地址了，回想动态链接库的绝对地址是没有办法在编译时得到，但这样却可以--------很巧妙，不对吗？  那后面的add $0x10b0,%ebx又是什么用处？如果我们这里假定在内存中的地址是2fc，那加上10b0之后的值是0x13ac了，看在这里是什么呢？   |  | | --- | | Disassembly of section .got:  000013ac <.got>:  13ac: 34 13 xor $0x13,%al  ... |   这是一个got节， 它的全称是global object table 就是全局对象表。它这里存储着要转移的地址。如果在动态链接库中，或是要调用一个在它之外的函数是怎样实现呢？我们往下看：   |  | | --- | | 306: 8d 83 74 ef ff ff lea 0xffffef74(%ebx),%eax  30c: 50 push %eax  30d: e8 ce ff ff ff call 2e0 <ok-0x10> |   这里就要调用一个call 2e0 <ok-0x10>所在的函数。那在0x2e0处又是什么呢?   |  | | --- | | 2e0: ff a3 0c 00 00 00 jmp \*0xc(%ebx)  2e6: 68 00 00 00 00 push $0x0  2eb: e9 e0 ff ff ff jmp 2d0 <ok-0x20> |   很明显，我们前面已经说了%ebx中所保存的就是.got节的起始地址，而这里就是转移到在.got起始地址偏移0xc处所存储的地址量。而0x2e0所在的地址是在.plt（procedure linkage table）的节中。正是plt got的互相配合，才达到了动态链接的效果。下面的\_dl\_relocate\_object函数就是在把动态链接库加载之后将got中的内容初始化的作用，作好了以后函数解析的准备。   |  | | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/rules/blue_rule.gif http://www.ibm.com/i/c.gif |  |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif   |  |  | | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/icons/u_bold.gif | [**回页首**](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/index.html#main) | |   **三、\_dl\_relocate\_object函数分析**  举个例子。同样来自上面的动态链接库文件中内容。如果我们在这里面调用了printf这个普通的函数，它的rel在文件中的位置是   |  | | --- | | Relocation section '.rel.plt' at offset 0x2c8 contains 1 entries:  Offset Info Type Symbol's Value Symbol's Name  000013b8 00000e07 R\_386\_JUMP\_SLOT 00000000 printf |   这个值如果在文件中找到0x13b8（这是相对偏移量）的内容就是   |  | | --- | | 13b8: e6 02 |   由于intel 是little endian 所以这个数翻译过来是0x02e6，那这里是什么呢？   |  | | --- | | 2e0: ff a3 0c 00 00 00 jmp \*0xc(%ebx)  2e6: 68 00 00 00 00 push $0x0  2eb: e9 e0 ff ff ff jmp 2d0 <ok-0x20> |   这下就会全部明白了吧。它就是压入0x0（这其实就是我们前面的printf在rel节中的索引数0------它是第一项）。而下面跳到的就是2d0（这是一个相对转移）处   |  | | --- | | 2d0: ff b3 04 00 00 00 pushl 0x4(%ebx)  2d6: ff a3 08 00 00 00 jmp \*0x8(%ebx) |   前面已经说过%ebx得到的是got的起始地址，所以这就是压got[1]入栈，再转移到got[2]中所包含的地址去，你可以看前面在elf\_machine\_runtime\_setup中的2162行与2167行，它就是这个动态链接库自身的struct link\_map\*的指针，与\_dl\_runtime\_resolve所在的地址。下面一张图就可以形象的说明这一点。  http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/image002.jpg  如果是第一次的函数调用，它所走的路线就是我在上图中用红线标出的，而要是在第二次以后调用，那就是蓝线所标明的。原因在前面的代码中已经给出了。   |  | | --- | | 82 int \_dl\_relocate\_object (struct link\_map\* lmap,int lazy\_mode)  83 {  84 elf\_machine\_runtime\_setup(lmap,lazy\_mode);  85 elf\_machine\_lazy\_rel (lmap,lazy\_mode);  86  87 } |   这里要分两步来完成，第一步的elf\_machine\_runtime\_setup是把这个动态链接库所代表的数据结构lmap的地址写入一个在ELF文件中特别地方，而elf\_machine\_lazy\_rel是对所有的要被调用的动态链接库外部的函数重定位的实现。这两步非常重要，因为如果没有这两步，那要实现动态链接库的函数动态解析是不可能的，这个你可以在上面的 相对转移，绝对转移 中的论述得到详细的了解。   |  | | --- | | 54 void elf\_machine\_runtime\_setup(struct link\_map\* lmap,int lazy\_mode)  55 {  56 Elf32\_Addr \*got;  57  58 got = (Elf32\_Addr \*) lmap->l\_info[DT\_PLTGOT].d\_un.d\_ptr;  59  60 got[2]=&\_dl\_runtime\_resolve  61 got[1]=lmap;  62 } |   明显的，那个被写入的ELF文件中的地址就是它的DT\_PLTGOT节中的第二个项目-----第60行的内容。而写入第一项的内容就是要调动的处理函数的地址，这一点在后面所提到的动态解析中的入口地址。   |  | | --- | | 64 void elf\_machine\_lazy\_rel (struct link\_map\* lmap,int lazy\_mode)  65 {  66 Elf32\_Addr rel\_addr=lmap->l\_info[DT\_REL].d\_un.d\_ptr;  67 int rel\_num=lmap->l\_info[DT\_RELSZ].d\_un.d\_ptr;  68 int i;  69 Elf32\_Addr l\_addr=lmap->l\_addr;  70  71 Elf32\_Rel\* rel;  72 for (i=0,rel=(Elf32\_Rel\*)rel\_addr;i<rel\_num;i++,rel++)  73 {  74 Elf32\_Addr \*const reloc\_addr = (void \*) (l\_addr + rel->r\_offset);  75 \*reloc\_addr +=l\_addr;  76 }  77  78 } |   这里的elf\_machine\_lazy\_rel我只列出了在intel平台下的那种情况，其它的还要特别的内容，在这里很明显，我们只是写把原来的在ELF文件的内容加上一个文件加载的地址，这就是lazy mode，因为动态链接库的函数很可能在整个程序运行中不会被调用--------这一点与虚拟内存管理的原理是一样的。   |  | | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/rules/blue_rule.gif http://www.ibm.com/i/c.gif |  |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif   |  |  | | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/icons/u_bold.gif | [**回页首**](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/index.html#main) | |   **四、动态链接库函数的解析**  前面的60行的代码----设定了动态解析的入口地址与给出的在动态链接库中的在达到调用一个外部函数时所有的函数路线，已经到了\_dl\_runtime\_resolve处   |  | | --- | | 2087 # define ELF\_MACHINE\_RUNTIME\_TRAMPOLINE asm ("\\  2088 .text\\n\\  2089 .globl \_dl\_runtime\_resolve\\n\\  2090 .type \_dl\_runtime\_resolve, @function\\n\\  2091 .align 16\\n\\  2092 \_dl\_runtime\_resolve:\\n\\  2093 pushl %eax \\n\\  2094 pushl %ecx\\n\\  2095 pushl %edx\\n\\  2096 movl 16(%esp), %edx \\n\\  2097 movl 12(%esp), %eax \\n\\  2098 call fixup \\n\\  2099 popl %edx \\n\\  2100 popl %ecx\\n\\  2101 xchgl %eax, (%esp) \\n\\  2102 ret $8 \\  2103 .size \_dl\_runtime\_resolve, .-\_dl\_runtime\_resolve\\n\\  2104 \\n\\  2105 "); |   从这里定义的名称ELF\_MACHINE\_RUNTIME\_TRAMPOLINE，我们就可以看出这个函数不简单（TRAMPOLINE在英语中是蹦床的意思，就是要make your brain curving的那种怪怪的东西），后面的代码也确实说明了这一点。  在前面的.text是下面的代码是可执行，.globl \_dl\_runtime\_resolve是表明这个函数是全局性的，如果没有这一项，那我们前面看的got[2]=&\_dl\_runtime\_resolve就不能编译通过-----编译器可能找不到它的定义。.type \_dl\_runtime\_resolve, @function是函数说明。 .align 16处便是16字节对齐。  我们知道在前面的调用函数过程中已经压入了两个参数（第一个是动态链接库的struct link\_map\* 指针，另一个是rel的索引值）这里先保存以前的寄存器值，而到这个时候16(%esp)就是第二个参数，12(%esp)第一个参数，这里作的原因是下面的fixup的函数以寄存器传递参数。  我先不管fixup具体内容是什么，单就看它结束的内容就很能说明代码作者的优秀。先pop两个寄存器的值，而又xchg %eax,(%esp)与栈顶的内容，这有两个目的，一是恢复了eax的值，另一个作用是栈顶是函数返回的地址，而fixup返回的eax就是我们想找的函数有内存中的地址。这就自然跳到那个地方去了。但如果你认为这就好了，那也错了，因为你不要忘记我们之前还压入了两个参数在栈中。所以用了ret $8，这在intel的指令中表示   |  | | --- | | popl %eip  add $0x8,%esp |   的组合。（很精彩！！！！！！！）  你还可以参看《程序的链接和装入及Linux下动态链接的实现》 网址为 [http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-dynlink/index.shtml](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-dynlink/index.html)里面的有一幅图正好说明此的ELF\_MACHINE\_RUNTIME\_TRAMPOLINE。  那直接看fixup函数的内容   |  | | --- | | 124 Elf32\_Addr fixup(struct link\_map\* lmap,Elf32\_Word reloc\_offset)  125 {  126 Elf32\_Sym\* symtab=lmap->l\_info[DT\_SYMTAB].d\_un.d\_ptr;  127 char\* strtab=lmap->l\_info[DT\_STRTAB].d\_un.d\_ptr;  128 Elf32\_Rel\* reloc = (Elf32\_Rel\*) (lmap->l\_info[DT\_JMPREL].d\_un.d\_ptr+reloc\_offset);  129 Elf32\_Sym\* sym=&symtab[Elf32\_R\_SYM(reloc->r\_info)];  130 char\* symname=sym->st\_name+strtab;  131 Elf32\_Addr reloc\_addr=lmap->l\_addr+reloc->r\_offset;  132  133 Elf32\_Addr symaddr=0;  134  135  136  137 symaddr=do\_lookup(lmap,symname);  138  139  140  141 if (symaddr>0)  142 {  143 \*reloc\_addr=symaddr;  144 return symaddr;  145 }  146  147 exit(-2);  148  149  150  151  152  153 } |   这里是给出了从一个动态链接库中可重定向的reloc\_offset得到要解析函数的名称，如果用图示的方式表示就如下图：  http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/image003.jpg  你可能会想：其实还可以用另一种方法，就是把这个reloc sym的st\_value直接写入前面的这个调用重定向函数相对应的got中。这样解析时的速度会更快。但现实这样却可能对整个ELF文件结构体系带来很大的麻烦。我将对每一点说明：   1. 如果是这个reloc sym的地址，那对于一个动态链接库而言，它的加载地址本身就是动态确定的。 2. 如果用的是那个Elf32\_Sym的st\_value地址，那倒是可以与lmap->l\_i nfo[DT\_STRTAB]一起得到这个sym的name，但如果考虑到在编译的时候有些函数是只对本模块有效，可见的，如在一个文件中定义为static的函数，则它就是局部可见的，那个时候就不可能是解析为这个函数，而且对c++函数还有更为复杂的情况，这样就会要求一个字段来表示它的属性，这就是要有了st\_info这个数据成员变量。这也就要有了sym的参与了。 3. 光有Elf32\_Sym还是不行，因为就重定位而言它本身还有一点信息，就是这一个relocation symbol是在本地解析，还是在另外一个真正意义上的动态链接库内被解析，这一情况主要是发生在几个文件编写的模块中，它们编写的一些函数就在链接的时候被确定了，而另一些则没有，区分的就是relocation 中的r\_info了。   从上面的分析来看，一种规范的设计有许多的考虑因素，如果只单一的考虑，那是不行的，特别是要对多个操作系统与平台统一的规范，不能因为就是考虑效率一条就可以了。  在143行是对前面要重定位的函数实现真正的解析函数到位，这样在这个函数被再次调用的时候就不用再来一次了，本来这时就对这个relocation symbol r\_info的判断，现在都已经略去了。  真正的解析在do\_lookup中实现了，我这里还是它的实现伪代码:   |  | | --- | | 90 Elf32\_Addr do\_lookup(struct link\_map\* lmap,char\* symname)  91 {  92 struct link\_map\* search\_lmap=NULL;  93 Elf32\_Sym\* symtab;  94 Elf32\_Sym\* sym;  95 char\* strtab;  96 char\* find\_name;  97 int symindx;  98  99 Elf32\_Word hash=elf\_hash\_name(symname);  100 for\_each\_search\_lmap\_in\_search\_list(lmap,search\_lmap)  101 {  102 symtab=search\_lmap->l\_info[DT\_SYMTAB].d\_un.d\_ptr;  103 strtab=search\_lmap->l\_info[DT\_STRTAB].d\_un.d\_ptr;  104 for (symindx=search\_lmap->l\_buckets[hash % search\_lmap->l\_nbuckets];  105 symindx!=0;symindx=search\_lmap->l\_chain[symindx])  106 {  107 sym=&symtab[symindx];  108  109 find\_name=strtab+sym->st\_name;  110 if (strcmp(find\_name,symname)==0)  111 return sym->st\_value+search\_lmap->l\_addr;  112 }  113  114 return 0;  115  116  117  118 }  119 } |   100行for\_each\_search\_lmap\_in\_search\_list就是从前面在\_dl\_map\_object\_deps中得到的l\_searchlist中取下的它本身的依赖动态链接库，中间查找的方法就如下面那张图中所显示的。  http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/image004.jpg  上面所表示的就是一个在hash表中symidx偏移处所存的就是下一个偏移所在。最后如果strcmp==0就可以得到了，否则就会返回一个0表示失败了。  现在我们已经把函数的解析过程分析完毕，有必要作一个小结工作：   1. 在调用函数的动态链接库中，它所用的方法是从plt节的代码执行绝对转移，而转移的地址存放在got节中。 2. 在被调用函数的动态链接库中（就是函数实现的动态链接库），它的函数在以DT\_HASH与DT\_SYMTAB,DT\_STRTAB组织起来。组织的方式如下面的一张图，以symtab中的Elf32\_Sym中的st\_value表示这个可导出的标记在动态链接库中的偏移量，st\_name则是在动态链接库strtab中的偏移量。 3. 在调用动态链接库与被调用动态链接库的联系能过的是Elf32\_Rel（对MIPS等的体系结构中是Elf32\_Rela），它的r\_info体现了这个要导入标记（就是调用方中）的性质，而r\_offset则是这个标记在动态链接库中的偏移量。（这个可以看elf\_machine\_lazy\_rel中的实现）   http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/image005.jpg   |  | | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/rules/blue_rule.gif http://www.ibm.com/i/c.gif |  |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif   |  |  | | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/icons/u_bold.gif | [**回页首**](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/index.html#main) | |   **五、动态链接库的卸载**  实际上卸载与加载只是反过程而已，但原来的代码为了提高效率实现在栈内分配内存，不过这样倒使原来简单易懂的变的过于复杂，所以，我这里作了很大的修改，这里是伪代码的实现。   |  | | --- | | 245 void dl\_close(struct link\_map\* lmap)  246 {  247 struct link\_map\*\* dep\_lmaplist=NULL;  248 int i;  249 Elf32\_Addr\* fini\_call\_array;  250 void\* fini\_call;  251 struct link\_map\* curlmap;  252 struct list \* has\_removed\_list=malloc(sizeof(struct list));  253  254 has\_removed\_list->lmap=lmap;  255 has\_removed\_list->next=NULL;  256  257 if (lmap->l\_opencount>1)  258 {  259 lmap->l\_opencount--;  260 return;  261 }  262  263 lmap->l\_opencount--;  264  265  266 dep\_lmaplist=lmap->l\_initfini;  267  268  269  270 for (i=0;dep\_lmaplist[i]!=NULL;i++)  271 {  272  273 try\_dl\_close(dep\_lmaplist[i],has\_removed\_list);  274 }  275  276  277 if (lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAY].d\_un.d\_ptr!=NULL && lmap->l\_opencount ==0)  278 {  279  280 fini\_call\_array=lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAY].d\_un.d\_ptr  281 +lmap->l\_addr;  282 unsigned int sz=lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAYSZ].d\_un.d\_ptr  283 +lmap->l\_addr;  284  285 while(sz-->0)  286 {  287 /\*call the fini function\*/  288 ((void\*)fini\_call\_array[sz])();  289  290 }  291 }  292  293 if (lmap->l\_info[DT\_FINI].d\_un.d\_ptr!=NULL && lmap->l\_opencount ==0)  294 {  295 fini\_call=lmap->l\_info[DT\_FINI].d\_un.d\_ptr  296 +lmap->l\_addr;  297  298 ((void\*)fini\_call)();  299 }  300  301  302 munmap(lmap->l\_map\_start,lmap->l\_map\_end-lmap->l\_map\_start);  303  304  305 free (lmap->l\_initfini);  306  307 free (lmap->l\_scope);  308  309 if (lmap->l\_phdr\_allocated)  310 free ((void \*) lmap->l\_phdr);  311  312 free\_list(has\_removed\_list);  313  314 free (lmap);  315  316  317 return;  318 } |   这里的has\_removed\_list就是记录整个在这一次dl\_close操作中已经被卸载了的动态链接库，主要是为了防止再次卸载已经卸载的动态链接库。其实先开始判断这是否是已经没有再依赖它本向的动态链接库了。如果没有了（减去1，等于0就是了），那才可以继续去了，接下来不要先把它自己加入这个动态链接库，试着去卸载它所依赖的动态链接库，这些全做完之后就是它本身的各要点，一是它的DT\_FINI\_ARRAY中的卸载函数，还有就是DT\_FINI中的函数，这之完了，便是加载到内存内容的去映射化，213行。再就是对struct link\_map申请的内存就是了。  你可以看try\_dl\_close之后的代码就能明白这种可能有的深度的递归过程。   |  | | --- | | 233 void try\_dl\_close(struct link\_map\* lmap,struct list\*  234 has\_removed\_lmap\_list)  234 {  235 if(in\_the\_list(has\_removed\_lmap\_list,lmap))  236 return ;  237 dl\_close\_with\_list(lmap,has\_removed\_lmap\_list);  238 return ;  239  240 }  156 void dl\_close\_with\_list(struct link\_map\* lmap,struct list\* has\_removed\_lmap\_list)  157 {  158 struct link\_map\*\* dep\_lmaplist=NULL;  159 int i;  160 Elf32\_Addr\* fini\_call\_array;  161 void\* fini\_call;  162  163  164  165  166  167 if (lmap->l\_opencount>1)  168 {  169 lmap->l\_opencount--;  170 return;  171 }  172 add\_to\_list\_tail\_uniq(has\_removed\_lmap\_list,lmap);  173  174 lmap->l\_opencount--;  175  176  177 dep\_lmaplist=lmap->l\_initfini;  178  179  180  181 for (i=0;dep\_lmaplist[i]!=NULL;i++)  182 {  183  184 try\_dl\_close(dep\_lmaplist[i],has\_removed\_lmap\_list);  185 }  186  187  188 if (lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAY].d\_un.d\_ptr!=NULL && lmap->l\_opencount ==0)  189 {  190  191 fini\_call\_array=lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAY].d\_un.d\_ptr  192 +lmap->l\_addr;  193 unsigned int sz=lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAYSZ].d\_un.d\_ptr  194 +lmap->l\_addr;  195  196 while(sz-->0)  197 {  198 /\*call the fini function\*/  199 ((void\*)fini\_call\_array[sz])();  200  201 }  202 }  203  204 if (lmap->l\_info[DT\_FINI].d\_un.d\_ptr!=NULL && lmap->l\_opencount ==0)  205 {  206 fini\_call=lmap->l\_info[DT\_FINI].d\_un.d\_ptr  207 +lmap->l\_addr;  208  209 ((void\*)fini\_call)();  210 }  211  212  213 munmap(lmap->l\_map\_start,lmap->l\_map\_end-lmap->l\_map\_start);  214  215  216 free (lmap->l\_initfini);  217  218 free (lmap->l\_scope);  219  220 if (lmap->l\_phdr\_allocated)  221 free ((void \*) lmap->l\_phdr);  222  223 free (lmap);  224  225  226 return;  227  228 } |   综合来看，dl\_close这个函数如果是最终要卸载整个可执行文件的工作的话，那就要最高层的可执行文件开始，这里采用对可能有错综复杂的依赖关系的动态链接库使用了一个mark\_removed与dl\_close相结合的方法，在不断的递归调用中，把所有的动态链接库l\_opencount减少到0。最后释放所有的内存空间。这种情况如果你与linux内核中delet\_module的调用相对比，也可以看的更清楚。   |  | | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/rules/blue_rule.gif http://www.ibm.com/i/c.gif |  |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif   |  |  | | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/icons/u_bold.gif | [**回页首**](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/index.html#main) | |   **六、前景与展望**  动态链接库的实现发展到现今已经相当完善，它在理论与实践方面对于我们学习操作系统和编译语言提供了一个很好的范例。但是，动态链接库的实现毕竟还是只能在一个操作系统，一个单机，一种编程语言（如果是c++编程语言，则这一点也满足不了，因为不同的编译器可能对function name mangling-----函数名称混译也不同），对于现在网络化的信息产业是不够的。所以，出现了以这个为目标的二进制实现规范，这就是OMG（object model group ）所制定出来的 CORBA，和由 Microsoft 所制定出来的 COM，我可能以后的日子中详细来探讨这些最新发展。  **参考资料**   * glibc-2.3.2 sourcecode 这是我这里主要的代码来源，可以在 <ftp://ftp.gnu.org>中下载 * John R.Levine "Linkers and Loaders" 介绍动态链接库技术的经典 <http://linker.iecc.com/> * Hongjiu Lu "ELF: From The Programmer's Perspective" 好的ELF编程的参考。在 <http://linux4u.jinr.ru/usoft/WWW/www_debian.org/Documentation/elf/elf.html>可以看到   **关于作者**   |  |  |  | | --- | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/c.gif | | | |  | http://www.ibm.com/i/c.gif | 王瑞川，从事 Linux 开发工作，愿与志同道合的人士一起探讨，电子邮件地址是 [jeppeterone@163.com](mailto:jeppeterone@163.com?cc=)。 | |

**五、动态链接库的卸载**

实际上卸载与加载只是反过程而已，但原来的代码为了提高效率实现在栈内分配内存，不过这样倒使原来简单易懂的变的过于复杂，所以，我这里作了很大的修改，这里是伪代码的实现。

|  |
| --- |
| 245 void dl\_close(struct link\_map\* lmap)  246 {  247 struct link\_map\*\* dep\_lmaplist=NULL;  248 int i;  249 Elf32\_Addr\* fini\_call\_array;  250 void\* fini\_call;  251 struct link\_map\* curlmap;  252 struct list \* has\_removed\_list=malloc(sizeof(struct list));  253  254 has\_removed\_list->lmap=lmap;  255 has\_removed\_list->next=NULL;  256  257 if (lmap->l\_opencount>1)  258 {  259 lmap->l\_opencount--;  260 return;  261 }  262  263 lmap->l\_opencount--;  264  265  266 dep\_lmaplist=lmap->l\_initfini;  267  268  269  270 for (i=0;dep\_lmaplist[i]!=NULL;i++)  271 {  272  273 try\_dl\_close(dep\_lmaplist[i],has\_removed\_list);  274 }  275  276  277 if (lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAY].d\_un.d\_ptr!=NULL && lmap->l\_opencount ==0)  278 {  279  280 fini\_call\_array=lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAY].d\_un.d\_ptr  281 +lmap->l\_addr;  282 unsigned int sz=lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAYSZ].d\_un.d\_ptr  283 +lmap->l\_addr;  284  285 while(sz-->0)  286 {  287 /\*call the fini function\*/  288 ((void\*)fini\_call\_array[sz])();  289  290 }  291 }  292  293 if (lmap->l\_info[DT\_FINI].d\_un.d\_ptr!=NULL && lmap->l\_opencount ==0)  294 {  295 fini\_call=lmap->l\_info[DT\_FINI].d\_un.d\_ptr  296 +lmap->l\_addr;  297  298 ((void\*)fini\_call)();  299 }  300  301  302 munmap(lmap->l\_map\_start,lmap->l\_map\_end-lmap->l\_map\_start);  303  304  305 free (lmap->l\_initfini);  306  307 free (lmap->l\_scope);  308  309 if (lmap->l\_phdr\_allocated)  310 free ((void \*) lmap->l\_phdr);  311  312 free\_list(has\_removed\_list);  313  314 free (lmap);  315  316  317 return;  318 } |

这里的has\_removed\_list就是记录整个在这一次dl\_close操作中已经被卸载了的动态链接库，主要是为了防止再次卸载已经卸载的动态链接库。其实先开始判断这是否是已经没有再依赖它本向的动态链接库了。如果没有了（减去1，等于0就是了），那才可以继续去了，接下来不要先把它自己加入这个动态链接库，试着去卸载它所依赖的动态链接库，这些全做完之后就是它本身的各要点，一是它的DT\_FINI\_ARRAY中的卸载函数，还有就是DT\_FINI中的函数，这之完了，便是加载到内存内容的去映射化，213行。再就是对struct link\_map申请的内存就是了。

你可以看try\_dl\_close之后的代码就能明白这种可能有的深度的递归过程。

|  |
| --- |
| 233 void try\_dl\_close(struct link\_map\* lmap,struct list\*  234 has\_removed\_lmap\_list)  234 {  235 if(in\_the\_list(has\_removed\_lmap\_list,lmap))  236 return ;  237 dl\_close\_with\_list(lmap,has\_removed\_lmap\_list);  238 return ;  239  240 }  156 void dl\_close\_with\_list(struct link\_map\* lmap,struct list\* has\_removed\_lmap\_list)  157 {  158 struct link\_map\*\* dep\_lmaplist=NULL;  159 int i;  160 Elf32\_Addr\* fini\_call\_array;  161 void\* fini\_call;  162  163  164  165  166  167 if (lmap->l\_opencount>1)  168 {  169 lmap->l\_opencount--;  170 return;  171 }  172 add\_to\_list\_tail\_uniq(has\_removed\_lmap\_list,lmap);  173  174 lmap->l\_opencount--;  175  176  177 dep\_lmaplist=lmap->l\_initfini;  178  179  180  181 for (i=0;dep\_lmaplist[i]!=NULL;i++)  182 {  183  184 try\_dl\_close(dep\_lmaplist[i],has\_removed\_lmap\_list);  185 }  186  187  188 if (lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAY].d\_un.d\_ptr!=NULL && lmap->l\_opencount ==0)  189 {  190  191 fini\_call\_array=lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAY].d\_un.d\_ptr  192 +lmap->l\_addr;  193 unsigned int sz=lmap->l\_info[DT\_FINI\_ARRAYSZ].d\_un.d\_ptr  194 +lmap->l\_addr;  195  196 while(sz-->0)  197 {  198 /\*call the fini function\*/  199 ((void\*)fini\_call\_array[sz])();  200  201 }  202 }  203  204 if (lmap->l\_info[DT\_FINI].d\_un.d\_ptr!=NULL && lmap->l\_opencount ==0)  205 {  206 fini\_call=lmap->l\_info[DT\_FINI].d\_un.d\_ptr  207 +lmap->l\_addr;  208  209 ((void\*)fini\_call)();  210 }  211  212  213 munmap(lmap->l\_map\_start,lmap->l\_map\_end-lmap->l\_map\_start);  214  215  216 free (lmap->l\_initfini);  217  218 free (lmap->l\_scope);  219  220 if (lmap->l\_phdr\_allocated)  221 free ((void \*) lmap->l\_phdr);  222  223 free (lmap);  224  225  226 return;  227  228 } |

综合来看，dl\_close这个函数如果是最终要卸载整个可执行文件的工作的话，那就要最高层的可执行文件开始，这里采用对可能有错综复杂的依赖关系的动态链接库使用了一个mark\_removed与dl\_close相结合的方法，在不断的递归调用中，把所有的动态链接库l\_opencount减少到0。最后释放所有的内存空间。这种情况如果你与linux内核中delet\_module的调用相对比，也可以看的更清楚。

|  |
| --- |
| http://www.ibm.com/i/v14/rules/blue_rule.gif http://www.ibm.com/i/c.gif |

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| http://www.ibm.com/i/c.gif   |  |  | | --- | --- | | http://www.ibm.com/i/v14/icons/u_bold.gif | [**回页首**](http://www.ibm.com/developerworks/cn/linux/l-elf/part2/index.html#main) | |

**六、前景与展望**

动态链接库的实现发展到现今已经相当完善，它在理论与实践方面对于我们学习操作系统和编译语言提供了一个很好的范例。但是，动态链接库的实现毕竟还是只能在一个操作系统，一个单机，一种编程语言（如果是c++编程语言，则这一点也满足不了，因为不同的编译器可能对function name mangling-----函数名称混译也不同），对于现在网络化的信息产业是不够的。所以，出现了以这个为目标的二进制实现规范，这就是OMG（object model group ）所制定出来的 CORBA，和由 Microsoft 所制定出来的 COM，我可能以后的日子中详细来探讨这些最新发展。

**参考资料**

* glibc-2.3.2 sourcecode 这是我这里主要的代码来源，可以在 <ftp://ftp.gnu.org>中下载
* John R.Levine "Linkers and Loaders" 介绍动态链接库技术的经典 <http://linker.iecc.com/>
* Hongjiu Lu "ELF: From The Programmer's Perspective" 好的ELF编程的参考。在 <http://linux4u.jinr.ru/usoft/WWW/www_debian.org/Documentation/elf/elf.html>可以看到

**关于作者**

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| http://www.ibm.com/i/c.gif | | |
|  | http://www.ibm.com/i/c.gif | 王瑞川，从事 Linux 开发工作，愿与志同道合的人士一起探讨，电子邮件地址是 [jeppeterone@163.com](mailto:jeppeterone@163.com?cc=)。 |