EXECUTABLE AND LINKABLE FORMAT (ELF)

ELF（可执行链接格式）手册

Portable Formats Specification, Version 1.1

Tool Interface Standards (TIS)

目录

导言

ELF：可执行链接格式

可执行链接格式是UNIX系统实验室(USL)作为应用程序二进制接口(Application Binary Interface(ABI)而开发和发布的。工具接口标准委员会(TIS)选择了正在发展中的ELF标准作为工作在32位INTEL体系上不同操作系统之间可移植的二进制文件格式。

假定开发者定义了一个二进制接口集合，ELF标准用它来支持流线型的软件发展。 应该减少不同执行接口的数量。因此可以减少重新编程重新编译的代码。

关于这片文档

这篇文档是为那些想创建目标文件或者在不同的操作系统上执行文件的开发着准备的。它分以下三个部分：

* 第一部分，“目标文件Object Files”描述了ELF目标文件格式三种主要的类型。
* 第二部分，“程序转载和动态链接”描述了目标文件的信息和系统在创建运行时程序的行为。
* 第三部分，“C 语言库”列出了所有包含在libsys中的符号,标准的ANSI C和libc的运行程序，还有libc运行程序所需的全局的数据符号。

注意：参考的X86体系已经被改成了Intel体系。

1. 目标文件(Object file)

序言

第一部分描述了 iABI 的 object 文件的格式, 被称为 ELF(Executable and Linking Format). 在 object 文件中有三种主要的类型。

* 一个可重定位(relocatable)文件保存着代码和适当的数据，用来和其他的 object 文件一起来创建一个可执行文件或者是一个共享文件。
* 一个可执行(executable)文件保存着一个用来执行的程序；该文件指出了 exec(BA_OS)如何来创建程序进程映象。
* 一个共享 object 文件保存着代码和合适的数据，用来被下面的两个链接器链接。第一个是链接编辑器[请参看 ld(SD_CMD)]，可以和其他的可重定位和共享 object 文件来创建其他的 object。第二个是动态链接器，联合一个可执行文件和其他的共享 object 文件来创建一个进程映象。

一个 object 文件被汇编器和联接器创建, 想要在处理机上直接运行的 object 文件都是以二进制来存放的。那些需要抽象机制的程序，比如象 shell 脚本，是不被接受的。

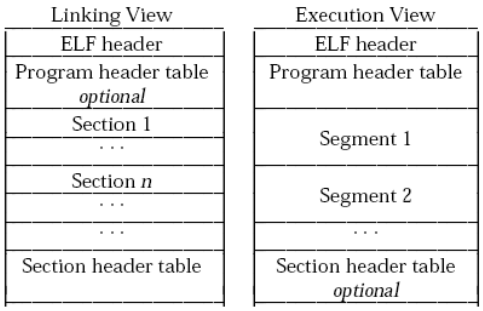
在介绍性的材料过后，第一部分主要围绕着文件的格式和关于如何建立程序。第二部分也描述了 object 文件的几个组成部分，集中在执行程序所必须的信息上。

文件格式

Object 文件参与程序的联接(创建一个程序)和程序的执行(运行一个程序)。object 文件格式提供了一个方便有效的方法并行的视角看待文件的内容，在他们的活动中，反映出不同的需要。例 1-1 图显示了一个 object 文件的组织图。

+ 图 1-1: Object 文件格式

Figure 1-1: Object File Format



一个 ELF 头在文件的开始，保存了路线图(road map)，描述了该文件的组织情况。sections 保存着 object 文件的信息，从链接角度看：包括指令，数据，符号表，重定位信息等等。特别 sections 的描述会出项在以后的第一部分。第二部分讨论了段和从程序的执行角度看文件。

假如一个程序头表（program header table）存在，那么它告诉系统如何来创建一个进程的内存映象。被用来建立进程映象(执行一个程序)的文件必须要有一个程序头表（program header table）；可重定位文件不需要这个头表。一个 section 头表（section header table）包含了描述文件 sections 的信息。每个 section 在这个表中有一个入口；每个入口给出了该 section 的名字，大小，等等信息。在联接过程中的文件必须有一个 section 头表；其他 object 文件可要可不要这个 section 头表。

注意：虽然图显示出程序头表立刻出现在一个 ELF 头后，section 头表跟着其他 section 部分出现，事实是的文件是可以不同的。此外，sections 和段(segments)没有特别的顺序。只有 ELF 头（elf header）是在文件的固定位置。

数据表示

object 文件格式支持 8 位、32 位不同的处理器。不过，它试图努力的在更大或更小的体系上运行。因此，object 文件描绘一些控制数据需要用与机器无关的格式，使它尽可能的用一般的方法甄别 object 文件和描述他们的内容。在 object 文件中剩余的数据使用目标处理器的编码方式，不管文件是在哪台机子上创建的。

+ 图 1-2: 32-Bit Data Types

Figure 1-2: 32-Bit Data Types

Name	Size	Alignment	Purpose
Elf32_Addr	4	4	Unsigned program address
Elf32_Half	2	2	Unsigned medium integer
Elf32_Off	4	4	Unsigned file offset
Elf32_Sword	4	4	Signed large integer
Elf32_Word	4	4	Unsigned large integer
unsigned char	1	1	Unsigned small integer

所有的 object 文件格式定义的数据结构是自然大小(natural size),为相关的类型调整指针。如果需要，数据结构中明确的包含了确保 4 字节对齐的填充字段。来使结构大小是 4 的倍数。数据从文件的开始也有适当的对齐。
例如，一个包含了 Elf32_Addr 成员的结构将会在文件内对齐到 4 字节的边界上。
因为移植性的原因，ELF 不使用位字段。

ELF Header

一些 object 文件的控制结构能够增长的，所以 ELF 头包含了他们目前的大小。
假如 object 文件格式改变，程序可能会碰到或大或小他们不希望的控制结构。
程序也有可能忽略额外（extra）的信息。
对待来历不明(missing)的信息依靠上下文来解释，假如扩展被定义，它们将会被指定。

+ 图 1-3: ELF Header

Figure 1-3: ELF Header

```
#define EI_NIDENT       16

typedef struct {
        unsigned char   e_ident[EI_NIDENT];
        Elf32_Half      e_type;
        Elf32_Half      e_machine;
        Elf32_Word      e_version;
        Elf32_Addr      e_entry;
        Elf32_Off       e_phoff;
        Elf32_Off       e_shoff;
        Elf32_Word      e_flags;
        Elf32_Half      e_ehsize;
        Elf32_Half      e_phentsize;
        Elf32_Half      e_phnum;
        Elf32_Half      e_shentsize;
        Elf32_Half      e_shnum;
        Elf32_Half      e_shstrndx;
} Elf32_Ehdr;
```

* e_ident

这个最初的字段标示了该文件为一个 object 文件，提供了一个机器无关的数据，解释文件的内容。在下面的 ELF 的鉴别（ELF Identification）

部分有更详细的信息。

* e_type

该成员确定该 object 的类型。

Name	Value	Meaning
ET_NONE	0	No file type
ET_REL	1	Relocatable file
ET_EXEC	2	Executable file
ET_DYN	3	Shared object file
ET_CORE	4	Core file
ET_LOPROC	0xff00	Processor-specific
ET_HIPROC	0xffff	Processor-specific

虽然 CORE 的文件内容未被指明，类型 ET_CORE 是保留的。
值从 ET_LOPROC 到 ET_HIPROC(包括 ET_HIPROC)是为特殊的处理器保留的。
如有需要，其他保留的变量将用在新的 object 文件类型上。

* e_machine

该成员变量指出了运行该程序需要的体系结构。

Name	Value	Meaning
EM_NONE	0	No machine
EM_M32	1	AT&T WE 32100
EM_SPARC	2	SPARC
EM_386	3	Intel 80386
EM_68K	4	Motorola 68000
EM_88K	5	Motorola 88000
EM_860	7	Intel 80860
EM_MIPS	8	MIPS RS3000

如有需要，其他保留的值将用到新的机器类型上。特殊处理器名使用机器名来区别他们。例如，下面将要被提到的成员 flags 使用前缀 EF_;在一台 EM_XYZ 机器上，flag 称为 WIDGET，那么就称为 EF_XYZ_WIDGET。

* e_version

这个成员确定 object 文件的版本。

Name	Value	Meaning

```
====          =====  =======
EV_NONE           0  Invalid version
 EV_CURRENT       1  Current version
```

值 1 表示原来的文件格式；创建新版本就用>1 的数。EV_CURRENT 值(上面给出为 1)如果需要将指向当前的版本号。

* e_entry

该成员是系统第一个传输控制的虚拟地址，在那启动进程。假如文件没有关联的入口点，该成员就保持为 0。

* e_phoff

该成员保持着程序头表（program header table）在文件中的偏移量(以字节计数)。假如该文件没有程序头表的的话，该成员就保持为 0。

* e_shoff

该成员保持着 section 头表（section header table）在文件中的偏移量(以字节计数)。假如该文件没有 section 头表的的话，该成员就保持为 0。

* e_flags

该成员保存着相关文件的特定处理器标志。
flag 的名字来自于 EF_<machine>_<flag>。看下机器信息“Machine Information”部分的 flag 的定义。

* e_ehsize

该成员保存着 ELF 头大小(以字节计数)。

* e_phentsize

该成员保存着在文件的程序头表（program header table）中一个入口的大小(以字节计数)。所有的入口都是同样的大小。

* e_phnum

该成员保存着在程序头表中入口的个数。因此，e_phentsize 和 e_phnum 的乘机就是表的大小(以字节计数).假如没有程序头表（program header table），e_phnum 变量为 0。

* e_shentsize

该成员保存着 section 头的大小(以字节计数)。一个 section 头是在 section 头表(section header table)的一个入口；所有的入口都是同样的大小。

* e_shnum

该成员保存着在 section header table 中的入口数目。因此，e_shentsize 和 e_shnum 的乘积就是 section 头表的大小(以字节计数)。
假如文件没有 section 头表，e_shnum 值为 0。

* e_shstrndx

该成员保存着跟 section 名字字符表相关入口的 section 头表(section header table)索引。假如文件中没有 section 名字字符表，该变量值为 SHN_UNDEF。
更详细的信息 看下面“Sections”和字符串表(“String Table”) 。

ELF 鉴别(Identification)

在上面提到的，ELF 提供了一个 object 文件的框架结构来支持多种处理机，多样的数据编码方式，多种机器类型。为了支持这个 object 文件家族，最初的几个字节指定用来说明如何解释该文件，独立于处理器，与文件剩下的内容无关。

ELF 头(也就是 object 文件)最初的几个字节与成员 e_ident 相一致。

+ 图 1-4: e_ident[] Identification Indexes

Name	Value	Purpose
EI_MAG0	0	File identification
EI_MAG1	1	File identification
EI_MAG2	2	File identification
EI_MAG3	3	File identification
EI_CLASS	4	File class
EI_DATA	5	Data encoding
EI_VERSION	6	File version
EI_PAD	7	Start of padding bytes
EI_NIDENT	16	Size of e_ident[]

通过索引访问字节，以下的变量被定义。

* EI_MAG0 to EI_MAG3

文件的前 4 个字符保存着一个魔术数(magic number)，用来确定该文件是否为 ELF 的目标文件。

Name	Value	Position
ELFMAG0	0x7f	e_ident[EI_MAG0]
ELFMAG1	'E'	e_ident[EI_MAG1]
ELFMAG2	'L'	e_ident[EI_MAG2]
ELFMAG3	'F'	e_ident[EI_MAG3]

* EI_CLASS

接下来的字节是 e_ident[EI_CLASS]，用来确定文件的类型或者说是能力。

Name	Value	Meaning
ELFCLASSNONE	0	Invalid class
ELFCLASS32	1	32-bit objects
ELFCLASS64	2	64-bit objects

文件格式被设计成在不同大小机器中可移植的，在小型机上的不用大型机上的尺寸。类型 ELFCLASS32 支持虚拟地址空间最大可达 4GB 的机器；使用上面定义过的基本类型。

类型 ELFCLASS64 为 64 位体系的机器保留。它的出现表明了 object 文件可能改变，但是 64 位的格式还没有被定义。如果需要，其他类型将被定义，会有不同的类型和不同大小的数据尺寸。

* EI_DATA

字节 e_ident[EI_DATA]指定了在 object 文件中特定处理器数据的编码方式。当前定义了以下编码方式。

Name	Value	Meaning
ELFDATANONE	0	Invalid data encoding
ELFDATA2LSB	1	See below
ELFDATA2MSB	2	See below

（LSB 大端 / MSB 小端）
更多的关于编码的信息出现在下面。其他值保留，将被分配一个新的编码方式，当然如果必要的话。

* EI_VERSION

字节 e_ident[EI_VERSION]表明了 ELF 头的版本号。
现在这个变量的是一定要设为 EV_CURRENT，作为上面 e_version 的解释。

* EI_PAD

该变量标识了在 e_ident 中开始的未使用的字节。那些字节保留并被设置为 0；程序把它们从 object 文件中读出但应该忽略。假如当前未被使用的字节

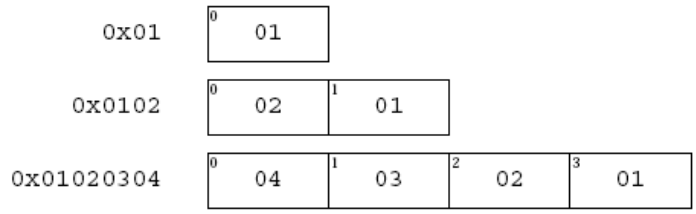
有了新的定义，EI_PAD 变量将来会被改变。

一个文件的数据编码指出了如何来解释一个基本的 object 文件。在上述的
描述中，类型 ELFCLAS32 文件使用占用 1，2 和 4 字节的目标文件。下面定义的
编码方式，用下面的图来描绘。数据出现在左上角。

ELFDATA2LSB 编码指定了 2 的补数值。
最小有意义的字节占有最低的地址。

+ 图 1-5: Data Encoding ELFDATA2LSB

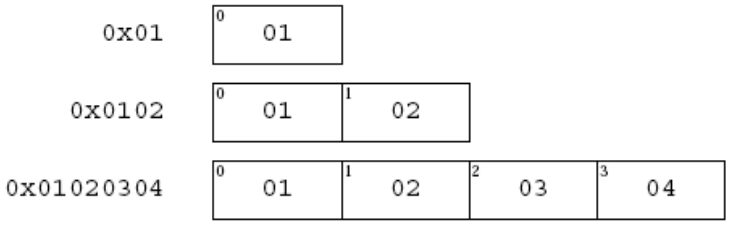
Figure 1-5: Data Encoding ELFDATA2LSB



ELFDATA2LSB 编码指定了 2 的补数值。
最大有意义的字节占有最低的地址。

+ 图 1-6: Data Encoding ELFDATA2MSB

Figure 1-6: Data Encoding ELFDATA2MSB



机器信息

机器信息

为了确定文件，32 位 Intel 体系结构的需要以下的变量。
+ 图 1-7: 32-bit Intel Architecture Identification, e_ident

Figure 1-7: 32-bit Intel Architecture Identification, e_ident

Position	Value
e_ident[EI_CLASS]	ELFCLASS32
e_ident[EI_DATA]	ELFDATA2LSB

处理器确认 ELF 头里的 e_machine 成员，该成员必须为 EM_386。

ELF 节头里的 e_flags 成员保存了和文件相关的位标记。32 位 Intel 体系上未定义该标记；所以这个成员应该为 0；

节

一个 object 文件的 section header table 可以让我们定位所有的 sections。section header table 是个 Elf32_Shdr 结构的数组(下面描述)。一个 section 节头表(section header table)索引是这个数组的下标。ELF header table 的 e_shoff 成员给出了 section 节头表的偏移量(从文件开始的计数)。e_shnum 告诉我们 section 节头表中包含了多少个入口；e_shentsize 给出了每个入口的大小。

一些 section 节头表索引是保留的；那些特别的索引在一个 object 文件中将没有与之对应 sections。

+ 图 1-8: Special Section Indexes

Figure 1-8: Special Section Indexes

Name	Value
SHN_UNDEF	0
SHN_LORESERVE	0xff00
SHN_LOPROC	0xff00
SHN_HIPROC	0xff1f
SHN_ABS	0xfff1
SHN_COMMON	0xfff2
SHN_HIRESERVE	0xffff

* SHN_UNDEF

  该值表明没有定义，缺少，不相关的或者其他涉及到的无意义的 section。例如，标号“defined”相对于 section 索引号 SHN_UNDEF 是一个没有被定义的标号。

注意：虽然索引 0 保留作为未定义的值，section 节头表包含了一个索引 0 的入口。因此，假如 ELF 节头说一个文件的 section 节头表中有 6 个 section 入口的话，e_shnum 的值应该是从 0 到 5。最初的入口的内容以后在这个 section 中被指定。

* SHN_LORESERVE

  该值指定保留的索引范围的最小值。

* SHN_LOPROC through SHN_HIPROC

  该值包含了特定处理器语意的保留范围。

* SHN_ABS

  该变量是相对于相应参考的绝对地址。
  索引为 SHN_ABS 的 section 的地址是绝对地址，不被重定位影响。

* SHN_COMMON

  该 section 的标号是一个公共(common)的标号，就象 FORTRAN COMMON
  或者不允许的 C 扩展变量。

* SHN_HIRESERVE

  该值指定保留的索引范围的上限。系统保留的索引值是从 SHN_LORESERVE
  到 SHN_HIRESERVE；该变量不涉及到 section 节头表（section header table）。
  因此，section 节头表不为保留的索引值包含入口。

sections 包含了在一个 object 文件中的所有信息，除了 ELF 节头，程序节头
表(program header table)，和 section 节头表(section header table)。
此外，object 文件的 sections 满足几个条件：

* 每个在 object 文件中的 section 都有自己的一个 section 的节头来描述它。
  section 头可能存在但 section 可以不存在。
* 每个 section 在文件中都占有一个连续顺序的空间(但可能是空的)。
* 文件中的 Sections 不可能重复。文件中没有一个字节既在这个 section 中
  又在另外的一个 section 中。
* object 文件可以有"非活动的"空间。不同的节头和 sections 可以不覆盖到
  object 文件中的每个字节。"非活动"数据内容是未指定的。

一个 section 头有如下的结构。

+ 图 1-9: Section Header

Figure 1-9: Section Header

```
typedef struct {
        Elf32_Word      sh_name;
        Elf32_Word      sh_type;
        Elf32_Word      sh_flags;
        Elf32_Addr      sh_addr;
        Elf32_Off       sh_offset;
        Elf32_Word      sh_size;
        Elf32_Word      sh_link;
        Elf32_Word      sh_info;
        Elf32_Word      sh_addralign;
        Elf32_Word      sh_entsize;
} Elf32_Shdr;
```

* sh_name

该成员指定了这个 section 的名字。它的值是 section 节头字符表 section 的索引。[看以下的“String Table”], 以 NULL 空字符结束。

* sh_type

该成员把 sections 按内容和意义分类。section 的类型和他们的描述在下面。

* sh_flags

sections 支持位的标记，用来描述多个属性。
Flag 定义出现在下面。

* sh_addr

假如该 section 将出现在进程的内存映象空间里，该成员给出了一个该 section 在内存中的位置。否则，该变量为 0。

* sh_offset

该成员变量给出了该 section 的字节偏移量(从文件开始计数)。SHT_NOBITS 类型的 section(下面讨论)在文件中不占空间，它的 sh_offset 成员定位在文件中的概念上的位置。

* sh_size

该成员给你了 section 的字节大小。除非这个 section 的类型为 SHT_NOBITS，否则该 section 将在文件中将占有 sh_size 个字节。SHT_NOBITS 类型的 section 可能为非 0 的大小，但是不占文件空间。

* sh_link

该成员保存了一个 section 节头表的索引链接，它的解释依靠该 section 的类型。以下一个表描述了这些值。

* sh_info

该成员保存着额外的信息，它的解释依靠该 section 的类型。以下一个表描述了这些值。

* sh_addralign

一些 sections 有地址对齐的约束。例如，假如一个 section 保存着双字，系统就必须确定整个 section 是否双字对齐。所以 sh_addr 的值以 sh_addralign 的值作为模，那么一定为 0。当然的，仅仅 0 和正的 2 的次方是允许的。值 0 和 1 意味着该 section 没有对齐要求。

* sh_entsize

一些 sections 保存着一张固定大小入口的表，就象符号表。对于这样一个 section 来说，该成员给出了每个入口的字节大小。如果该 section 没有保存着一张固定大小入口的表，该成员就为 0。

section 头成员 sh_type 指出了 section 的语意。

+ 图 1-10: Section Types, sh_type

Figure 1-10: Section Types, sh_type

Name	Value
SHT_NULL	0
SHT_PROGBITS	1
SHT_SYMTAB	2
SHT_STRTAB	3
SHT_RELA	4
SHT_HASH	5
SHT_DYNAMIC	6
SHT_NOTE	7
SHT_NOBITS	8
SHT_REL	9
SHT_SHLIB	10
SHT_DYNSYM	11
SHT_LOPROC	0x70000000
SHT_HIPROC	0x7fffffff
SHT_LOUSER	0x80000000
SHT_HIUSER	0xffffffff

---

* SHT_NULL

该值表明该 section 头是无效的；它没有相关的 section。
该 section 的其他成员的值都是未定义的。

* SHT_PROGBITS

该 section 保存被程序定义了的一些信息，它的格式和意义取决于程序本身。

* SHT_SYMTAB and SHT_DYNSYM

那些 sections 保存着一个符号表（symbol table）。一般情况下，一个 object 文件每个类型 section 仅有一个，但是，在将来，这个约束可能被放宽。典型的是，SHT_SYMTAB 为链接器提供标号，当然它也有可能被动态链接时使用。作为一个完整的符号表，它可能包含了一些动态链接时不需要的标号。因此，一个 object 文件可能也包含了一个 SHT_DYNSYM 的 section，它保存着一个动态链接时所需最小的标号集合来节省空间。
看下面符号表“Symbol Table”的细节。

* SHT_STRTAB

该 section 保存着一个字符串表。一个 object 文件可以包含多个字符串表的 section。看下面字符串表“String Table”的细节。

* SHT_RELA

该 section 保存着具有明确加数的重定位入口。就象 object 文件 32 位的 Elf32_Rela 类型。一个 object 文件可能有多个重定位的 sections。具体细节看重定位``Relocation''部分。

* SHT_HASH

该标号保存着一个标号的哈希(hash)表。所有的参与动态链接的 object 一定包含了一个标号哈希表（hash table）。当前的，一个 object 文件可能只有一个哈希表。详细细节看第二部分的哈希表"Hash Table"。

* SHT_DYNAMIC

该 section 保存着动态链接的信息。当前的，一个 object 可能只有一个动态的 section，但是，将来这个限制可能被取消。详细细节看第二部分的动态 section(“Dynamic Section”)。

* SHT_NOTE

该 section 保存着其他的一些标志文件的信息。详细细节看第二部分的“Note Section” 。

* SHT_NOBITS

该类型的 section 在文件中不占空间，但是类似 SHT_PROGBITS。尽管该 section 不包含字节，sh_offset 成员包含了概念上的文件偏移量。

* SHT_REL

该 section 保存着具有明确加数的重定位的入口。
就象 object 文件 32 位类型 Elf32_Rel 类型。一个 object 文件可能有多个重定位的 sections。具体细节看重定位``Relocation''部分。

* SHT_SHLIB

该 section 类型保留但语意没有指明。包含这个类型的 section 的程序是不符合 ABI 的。

* SHT_LOPROC through SHT_HIPROC

在这范围之间的值为特定处理器语意保留的。

* SHT_LOUSER

该变量为应用程序保留的索引范围的最小边界。

* SHT_HIUSER

该变量为应用程序保留的索引范围的最大边界。在 SHT_LOUSER 和 HIUSER 的 section 类型可能被应用程序使用，这和当前或者将来系统定义的 section 类型是不矛盾的。

其他 section 类型的变量是保留的。前面提到过，索引 0(SHN_UNDEF)的 section 头存在的，甚至索引标记的是未定义的 section 引用。这个入口保存着以下的信息。

+ 图 1-11: Section Header Table Entry: Index 0

Name	Value	Note
sh_name	0	No name
sh_type	SHT_NULL	Inactive
sh_flags	0	No flags
sh_addr	0	No address
sh_offset	0	No file offset
sh_size	0	No size
sh_link	SHN_UNDEF	No link information
sh_info	0	No auxiliary information

sh_addralign 0 No alignment
sh_entsize 0 No entries

一个 section 节头（section header table）的 sh_flags 成员保存着 1 位标记，
用来描述 section 的属性。以下是定义的值；其他的值保留。

+ 图 1-12: Section Attribute Flags, sh_flags

Figure 1-12: Section Attribute Flags, sh_flags

Name	Value
SHF_WRITE	0x1
SHF_ALLOC	0x2
SHF_EXECINSTR	0x4
SHF_MASKPROC	0xf0000000

假如在 sh_flags 中的一个标记位被设置，该 section 相应的属性也被打开。
否则，该属性没有被应用。未明的属性就设为 0。

* SHF_WRITE

  该 section 包含了在进程执行过程中可被写的数据。

* SHF_ALLOC

  该 section 在进程执行过程中占据着内存。一些控制 section 不存在一个
  object 文件的内存映象中；对于这些 sections，这个属性应该关掉。

* SHF_EXECINSTR

  该 section 包含了可执行的机器指令。

* SHF_MASKPROC

  所有的包括在这掩码中的位为特定处理语意保留的。

在 section 节头中，两个成员 sh_link 和 sh_info 的解释依靠该 section 的类型。

+ 图 1-13: sh_link and sh_info Interpretation

Figure 1-13: `sh_link` **and** `sh_info` **Interpretation**

sh_type	sh_link	sh_info
SHT_DYNAMIC	The section header index of the string table used by entries in the section.	0
SHT_HASH	The section header index of the symbol table to which the hash table applies.	0
SHT_REL SHT_RELA	The section header index of the associated symbol table.	The section header index of the section to which the relocation applies.
SHT_SYMTAB SHT_DYNSYM	The section header index of the associated string table.	One greater than the symbol table index of the last local symbol (binding STB_LOCAL).
other	SHN_UNDEF	0

特殊节

不同的 sections 保存着程序和控制信息。下面列表中的 section 被系统使用，指示了类型和属性。

+ 图 1-14: Special Sections

Name	Type	Attributes
====	====	==========
.bss	SHT_NOBITS	SHF_ALLOC+SHF_WRITE
.comment	SHT_PROGBITS	none
.data	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC+SHF_WRITE
.data1	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC+SHF_WRITE
.debug	SHT_PROGBITS	none
.dynamic	SHT_DYNAMIC	see below
.dynstr	SHT_STRTAB	SHF_ALLOC
.dynsym	SHT_DYNSYM	SHF_ALLOC
.fini	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC+SHF_EXECINSTR
.got	SHT_PROGBITS	see below
.hash	SHT_HASH	SHF_ALLOC
.init	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC+SHF_EXECINSTR
.interp	SHT_PROGBITS	see below
.line	SHT_PROGBITS	none
.note	SHT_NOTE	none
.plt	SHT_PROGBITS	see below
.rel<name>	SHT_REL	see below
.rela<name>	SHT_RELA	see below

```
.rodata      SHT_PROGBITS   SHF_ALLOC
.rodata1     SHT_PROGBITS   SHF_ALLOC
.shstrtab    SHT_STRTAB     none
.strtab      SHT_STRTAB     see below
.symtab      SHT_SYMTAB     see below
.text        SHT_PROGBITS   SHF_ALLOC+SHF_EXECINSTR
```

* .bss

该 sectiopn 保存着未初始化的数据，这些数据存在于程序内存映象中。
通过定义，当程序开始运行，系统初始化那些数据为 0。该 section 不占
文件空间，正如它的 section 类型 SHT_NOBITS 指示的一样。

* .comment

该 section 保存着版本控制信息。

* .data and .data1
这些 sections 保存着初始化了的数据，那些数据存在于程序内存映象中。

* .debug

该 section 保存着为标号调试的信息。该内容是未指明的。

* .dynamic

该 section 保存着动态链接的信息。该 section 的属性将包括 SHF_ALLOC 位。
是否需要 SHF_WRITE 是跟处理器有关。第二部分有更详细的信息。

* .dynstr

该 section 保存着动态链接时需要的字符串，一般情况下，名字字符串关联着
符号表的入口。第二部分有更详细的信息。

* .dynsym

该 section 保存着动态符号表，如“Symbol Table”的描述。第二部分有更
详细的信息。

* .fini

该 section 保存着可执行指令，它构成了进程的终止代码。
因此，当一个程序正常退出时，系统安排执行这个 section 的中的代码。

* .got

该 section 保存着全局的偏移量表。看第一部分的“Special Sections”和第二部分的“Global Offset Table”获得更多的信息。

* .hash

该 section 保存着一个标号的哈希表。看第二部分的“Hash Table”获得更多的信息。

* .init

该 section 保存着可执行指令，它构成了进程的初始化代码。
因此，当一个程序开始运行时，在 main 函数被调用之前(c 语言称为 main)，系统安排执行这个 section 的中的代码。

* .interp

该 section 保存了程序的解释程序(interpreter)的路径。假如在这个 section 中有一个可装载的段，那么该 section 的属性的 SHF_ALLOC 位将被设置；否则，该位不会被设置。看第二部分获得更多的信息。

* .line

该 section 包含编辑字符的行数信息,它描述源程序与机器代码之间的对于关系。该 section 内容不明确的。

* .note

该 section 保存一些信息，使用“Note Section”(在第二部分)中提到的格式。

* .plt

该 section 保存着过程链接表（Procedure Linkage Table）。看第一部分的``Special Sections''和第二部分的“Procedure Linkage Table”。

* .rel<name> and .rela<name>

这些 section 保存着重定位的信息，看下面的``Relocation''描述。
假如文件包含了一个可装载的段，并且这个段是重定位的，那么该 section 的属性将设置 SHF_ALLOC 位；否则该位被关闭。按照惯例，<name>由重定位适用的 section 来提供。因此，一个重定位的 section 适用的是.text，那么该名字就为.rel.text 或者是.rela.text。

* .rodata and .rodata1

  这些 section 保存着只读数据，在进程映象中构造不可写的段。看第二部分的``Program Header''获得更多的资料。

* .shstrtab

  该 section 保存着 section 名称。

* .strtab

  该 section 保存着字符串，一般地，描述名字的字符串和一个标号的入口相关联。假如文件有一个可装载的段，并且该段包括了符号字符串表，那么 section 的 SHF_ALLOC 属性将被设置；否则不设置。

* .symtab

  该 section 保存着一个符号表，正如在这个 section 里``Symbol Table''的描述。假如文件有一个可装载的段，并且该段包含了符号表，那么 section 的 SHF_ALLOC 属性将被设置；否则不设置。

* .text

  该 section 保存着程序的``text''或者说是可执行指令。

前缀是点(.)的 section 名是系统保留的，尽管应用程序可以用那些保留的 section 名。应用程序可以使用不带前缀的名字以避免和系统的 sections 冲突。object 文件格式可以让一个定义的 section 部分不出现在上面的列表中。一个 object 文件可以有多个同样名字的 section。

为处理器体系保留的 section 名的形成是通过置换成一个体系名的缩写。该名字应该取自体系名，e_machine 使用的就是。例如，.Foo.psect 就是在 FOO 体系上定义的名字。

现存的扩展名是历史遗留下来的。

Pre-existing Extensions

.sdata	.tdesc
.sbss	.lit4
.lit8	.reginfo
.gptab	.liblist
.conflict	

字符串表 String Table

String table sections 保存着以 NULL 终止的一系列字符，一般我们称为字符串。object 文件使用这些字符串来描绘符号和 section 名。一个字符串的参考是一个 string table section 的索引。第一个字节，即索引 0，被定义保存着一个 NULL 字符。同样的，一个 string table 的最后一个字节保存着一个 NULL 字符，所有的字符串都是以 NULL 终止。索引 0 的字符串是没有名字或者说是 NULL，它的解释依靠上下文。一个空的 string table section 是允许的；它的 section header 的成员 sh_size 将为 0。对空的 string table 来说，非 0 的索引是没有用的。

一个 settion 头的 sh_name 成员保存了一个对应于该 setion 头字符表部分的索引（就象 ELF 头的 e_shstrndx 成员所特指的那样。下表列出了一个有 25 字节的字符串表（这些字符串和不同的索引相关联）：

Index	+0	+1	+2	+3	+4	+5	+6	+7	+8	+9
0	\0	n	a	m	e	.	\0	V	a	r
10	i	a	b	l	e	\0	a	b	l	e
20	\0	\0	x	x	\0					

+ Figure 1-15: String Table Indexes

Index	String
0	none
1	"name."
7	"Variable"
11	"able"
16	"able"
24	null string

如上所示，一个字符串表可能涉及该 section 中的任意字节。一个字符串可能引用不止一次；引用子串的情况是可能存在的；一个字符串也可能被引用若干次；而不被引用的字符串也是允许存在的。

符号表 Symbol Table

一个 object 文件的符号表保存了一个程序在定位和重定位时需要的定义和引用的信息。一个符号表索引是相应的下标。0 表项特指了该表的第一个入口，就象未定义的符号索引一样。初始入口的内容在该 section 的后续部分被指定。

Name	Value
STN_UNDEF	0

一个符号表入口有如下的格式：

+ Figure 1-16: Symbol Table Entry

```
typedef struct {
    Elf32_Word  st_name;
    Elf32_Addr  st_value;
    Elf32_Word  st_size;
    unsigned char       st_info;
    unsigned char       st_other;
    Elf32_Half  st_shndx;
} Elf32_Sym;
```

* st_name

该成员保存了进入该 object 文件的符号字符串表入口的索引（保留了符号名的表达字符）。
如果该值不为 0 ，则它代表了给出符号名的字符串表索引。否则，该符号无名。

注意：External C 符号和 object 文件的符号表有相同的名称。

* st_value

该成员给出了相应的符号值。它可能是绝对值或地址等等（依赖于上下文）；
细节如下所述。

* st_size

许多符号和大小相关。比如，一个数据对象的大小是该对象所包含的字节数目。
如果该符号的大小未知或没有大小则这个成员为 0 。

* st_info

成员指出了符号的类型和相应的属性。相应的列表如下所示。下面的代码说明了如何操作该值。

```
#define ELF32_ST_BIND(i)        ((i)>>4)
#define ELF32_ST_TYPE(i)        ((i)&0xf)
#define ELF32_ST_INFO(b, t)     (((b)<<4)+((t)&0xf))
```

* st_other

该成员目前为 0 ，没有含义。

* st_shndx

每一个符号表的入口都定义为和某些 section 相关；该成员保存了相关的 section 头索引。就象 Figure 1-8 {*}和相关的文字所描述的那样，某些 section 索引指出了特殊的含义。

一个符号的属性决定了可链接性能和行为。

+ Figure 1-17: Symbol Binding, ELF32_ST_BIND

Name	Value
STB_LOCAL	0
STB_GLOBAL	1
STB_WEAK	2
STB_LOPROC	13
STB_HIPROC	15

* STB_LOCAL

在包含了其定义的 object 文件之外的局部符号是不可见的。不同文件中的具有相同名称的局部符号并不相互妨碍。

* STB_GLOBAL

全局符号是对所有的 object 目标文件可见的。一个文件中的全局符号的定义可以满足另一个文件中对（该文件中）未定义的全局符号的引用。

* STB_WEAK

弱符号相似于全局符号，但是他们定义的优先级比较低一些。

* STB_LOPROC through STB_HIPROC

其所包含范围中的值由相应的处理器语义所保留。

全局符号和弱符号的区别主要在两个方面。

* 当链接器链接几个可重定位的目标文件时，它不允许 STB_GLOBAL 符号的同名多重定义。另一方面，如果一个全局符号的定义存在则具有相同名称的弱符号名不会引起错误。链接器将认可全局符号的定义而忽略弱符号的定义。与此相似，如果有一个普通符号（比如，一个符号的 st_shndx 域包含 SHN_COMMON),则一个同名的弱符号不会引起错误。链接器同样认可普通符号的定义而忽略弱符号。

* 当链接器搜索档案库的时候，它选出包含了未定义的全局符号的存档成员。该成员的定义或者是全局的或者是一个弱符号。链接器不会为了解决一个未定义的弱符号选出存档成员。未定义的弱符号具有 0 值。

在每一个符号表中，所有具有 STB_LOCAL 约束的符号优先于弱符号和全局符号。就象上面 "sections" 中描述的那样，一个符号表部分的 sh_info 头中的成员保留了第一个非局部符号的符号表索引。

符号的类型提供了一个为相关入口的普遍分类。

+ Figure 1-18: Symbol Types, ELF32_ST_TYPE

Name	Value
STT_NOTYPE	0
STT_OBJECT	1
STT_FUNC	2
STT_SECTION	3
STT_FILE	4
STT_LOPROC	13
STT_HIPROC	15

* STT_NOTYPE

该符号的类型没有指定。

* STT_OBJECT

该符号和一个数据对象相关，比如一个变量、一个数组等。

* STT_FUNC

该符号和一个函数或其他可执行代码相关。

* STT_SECTION

该符号和一个 section 相关。这种类型的符号表入口主要是为了重定位，一般的具有 STB_LOCAL 约束。

* STT_FILE

按惯例而言，该符号给出了和目标文件相关的源文件名称。一个具有 STB_LOCAL 约束的文件符号，其 section 索引为 SHN_ABS ，并且它优先于当前对应该文件的其他 STB_LOCAL 符号。

* STT_LOPROC through STT_HIPROC

该范围中的值是为处理器语义保留的。

共享文件中的函数符号（具有 STT_FUNC 类型）有特殊的意义。当其他的目标文件从一个共享文件中引用一个函数时，链接器自动的为引用符号创建一个链接表。除了 STT_FUNC 之外，共享的目标符号将不会自动的通过链接表引用。

如果一个符号涉及到一个 section 的特定定位，则其 section 索引成员 st_shndx 将保留一个到该 section 头的索引。当该 section 在重定位过程中不断移动一样，符号的值也相应变化，而该符号的引用在程序中指向同样的定位。某些特殊的 section 索引有其他的语义。

* SHN_ABS

该符号有一个不会随重定位变化的绝对值。

* SHN_COMMON

该符号标识了一个没有被分配的普通块。该符号的值给出了相应的系统参数，就象一个 section 的 sh_addralign 成员。也就是说，链接器将分配一个地址给该符号，地址的值是 st_value 的倍数。该符号的大小指出了需要的字节数。

* SHN_UNDEF

该 section 表索引表明该符号是未定义的。当链接器将该目标文件和另一个定义该符号的文件相装配的时候，该文件内对该符号的引用将链接到当前实际的定义。

如上所述，符号表的 0 索引（STN_UNDEF）是保留的，它包含了如下内容：

+ Figure 1-19: Symbol Table Entry: Index 0

Name	Value	Note
st_name	0	No name
st_value	0	Zero value
st_size	0	No size
st_info	0	No type, local binding
st_other	0	
st_shndx	SHN_UNDEF	No section

符号值 Symbol Values

符号表入口对于不同的目标文件而言对 st_value 成员有一些不同的解释。

* 在可重定位文件中， st_value 保存了 section 索引为 SHN_COMMON 符号的强制对齐值。

* 在可重定位文件中， st_value 保存了一个符号的 section 偏移。也就是说，st_value 是从 st_shndx 定义的 section 开头的偏移量。

* 在可执行的和可共享的目标文件中， st_value 保存了一个虚拟地址。为了使这些文件符号对于动态链接器更为有效，文件层面上的 section 偏移让位于内存层面上的虚拟地址（ section 编号无关的）。

尽管符号表值对于不同的目标文件有相似的含义，相应的程序还是可以有效地访问数据。

重定位 Relocation

重定位是链接符号引用和符号定义的过程。比如，当一个程序调用一个函数的时候，相关的调用必须在执行时把控制传送到正确的目标地址。换句话说，重定位文件应当包含有如何修改他们的 section 内容的信息，从而允许可执行文件或共享目标文件为一个进程的程序映像保存正确的信息。重定位入口就是这样的数据。

+ Figure 1-20: Relocation Entries

Figure 1-20: Relocation Entries

```
typedef struct {
        Elf32_Addr      r_offset;
        Elf32_Word      r_info;
} Elf32_Rel;

typedef struct {
        Elf32_Addr      r_offset;
        Elf32_Word      r_info;
        Elf32_Sword     r_addend;
} Elf32_Rela;
```

* r_offset

该成员给出了应用重定位行为的地址。对于一个重定位文件而言，该值是从该 section 开始处到受到重定位影响的存储单位的字节偏移量。对一个可执行文件或一个共享目标而言，该值是受到重定位影响（修改）的存储单位的虚拟地址。

* r_info

该成员给出了具有受重定位影响因素的符号表索引和重定位应用的类型。比如，一个调用指令的重定位入口应当包含被调用函数的符号索引。如果该索引是 STN_UNDEF （未定义的符号索引），重定位将使用 0 作为该符号的值。重定位类型是和处理器相关的。当正文(text)引用到一个重定位入口的重定位类型或符号表索引，它表明相应的应用 ELF32_R_TYPE 或 ELF32_R_SYM 于入口的 r_info 成员。

```
#define ELF32_R_SYM(i)((i)>>8)
#define ELF32_R_TYPE(i)         ((unsigned char)(i))
#define ELF32_R_INFO(s, t)      ((s)<<8+(unsigned char)(t))
```

* r_addend

该成员指定一个常量加数（用于计算将要存储于重定位域中的值）。

如上所述，只有 Elf32_Rela 入口包含一个明确的加数。Elf32_Rel 类型的入口在可以修改的地址中存储一个隐含的加数。依赖于处理器结构，一种形式或其他形式也许是必须的或更为方便的。因此，特定机器的应用应当使用一种排他性的形式或依赖于上下文的另一种形式。

一个重定位 section 关联了两个其他的 section ：一个符号表和一个可修改的 section 。该 section 头的成员 sh_info 和 sh_link （在上文中的“ section ”部分中有描述）指示了这种关系。重定位入口中的成员 r_offset

对于不同的目标文件有少许差异。
sh_link - 与之相关联符号表的节头索引
sh_info - 重定位使用节的节头索引

* 在可重定位文件中，r_offset 表示了一个 section 偏移。也就是说，重定位 section 自己描述了如何修改其他在文件中的其他 section； 重定位偏移量指明了一个在第二个 section 中的存储器单元。

* 在可执行和共享的目标文件中，r_offset 表示一个虚拟地址。为了使得这些文件的重定位入口更为有用（对于动态链接器而言），该 section 偏移（文件中）应当让位于一个虚拟地址（内存中的）。

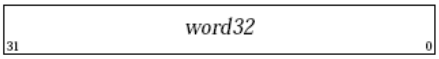
尽管为了允许相关的程序更为有效的访问而让 r_offset 的解释对于不同的目标文件有所不同，重定位类型的含义是相同的。

重定位类型 Relocation Types

重定位入口描述了怎样变更下面的指令和数据域（位数在表的两边角下）。

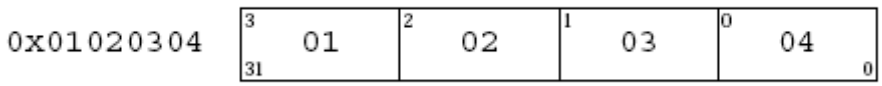
+ Figure 1-21: Relocatable Fields

Figure 1-21: Relocatable Fields



* word32

指定一个以任意字节对齐方式占用 4 字节的 32 位域。这些值使用与 32 位 Intel 体系相同的字节顺序。



下面的计算假设正在将一个可重定位文件转换为一个可执行或共享的目标文件。从概念上来说，链接器合并一个或多个可重定位文件来组成输出。它首先决定怎样合并、定位输入文件，然后更新符号值，最后进行重定位。对于可执行文件和共享的目标文件而言，重定位过程是相似的并有相同的结果。下面的描述使用如下的约定符号。

* A

表示用于计算可重定位的域值的加数。

* B

表示了在执行过程中一个共享目标被加载到内存时的基地址。一般情况下，一个共享 object 文件使用的基虚地址为 0，但是一个可执行地址就跟共享 object 文件不同了。

* G

表示了在执行过程中重定位入口符号驻留在全局偏移表中的偏移。请参阅第二部分中的“ Global Offset Table （全局偏移表）”获得更多的信息。

* GOT

表示了全局偏移表的地址。请参阅第二部分中的“ Global Offset Table （全局偏移表）”获得更多的信息。

* L

表示一个符号的过程链接表入口的位置（ section 偏移或地址）。一个过程链接表入口重定位一个函数调用到正确的目的单元。链接器创建初始的链接表，而动态链接器在执行中修改入口。
请参阅第二部分中的“ Procedure Linkage Table （过程链接表）”获得更多的信息

* P

表示（section 偏移或地址）被重定位的存储单元位置（使用 r_offset 计算的）。

* S

表示索引驻留在重定位入口处的符号值。

一个重定位入口的 r_offset 值指定了受影响的存储单元的首字节的偏移或虚拟地址。重定位类型指定了哪一位(bit)将要改变，以及怎样计算它们的值。在 SYSTEM V 体系中仅仅使用 Elf32_Rel 重定位入口，将要被重定位的域中保留了加数。在所有的情况下，加数和计算结果使用相同字节顺序。

+ Figure 1-22（表 1-22）: Relocation Types（重定位类型）

Figure 1-22: Relocation Types

Name	Value	Field	Calculation
R_386_NONE	0	none	none
R_386_32	1	*word32*	S + A
R_386_PC32	2	*word32*	S + A - P
R_386_GOT32	3	*word32*	G + A - P
R_386_PLT32	4	*word32*	L + A - P
R_386_COPY	5	none	none
R_386_GLOB_DAT	6	*word32*	S
R_386_JMP_SLOT	7	*word32*	S
R_386_RELATIVE	8	*word32*	B + A
R_386_GOTOFF	9	*word32*	S + A - GOT
R_386_GOTPC	10	*word32*	GOT + A - P

有的重定位类型有不同于简单计算的语义。

* R_386_GOT32

这种重定位类型计算全局偏移表基地址到符号的全局偏移表
入口之间的间隔。这样另外通知了 link editor 建立一个全局偏移表 。

* R_386_PLT32

这种重定位类型计算符号的过程链接表入口地址，并另外通知链接器建立一个
过程链接表。

* R_386_COPY

链接器创建该重定位类型用于动态链接。它的偏移成员涉及一个可写段中的一个
位置。符号表索引指定一个可能存在于当前 object file 或在一个 shared object
中的符号。在执行过程中，动态链接器把和 shared object 符号相关的数据
拷贝到该偏移所指定的位置。

* R_386_GLOB_DAT

这种重定位类型用于设置一个全局偏移表入口为指定符号的地址。该特定的重定位
类型允许你决定符号和全局偏移表入口之间的一致性。

* R_386_JMP_SLOT {*}

链接器创建该重定位类型用于动态链接。其偏移成员给出了一个过程链接表入口的
位置。动态链接器修改该过程链接表入口以便向特定的符号地址传递控制。
[参阅第二部分中的 "Procedure Linkage Table(过程链接表)"]

* R_386_RELATIVE

链接器创建该重定位类型用于动态链接。其偏移成员给出了包含表达相关地址值的一个 shared object 中的位置。动态链接器计算相应的虚拟地址（把该 shared object 装载地址和相对地址相加）。该类型的重定位入口必须为符号表索引指定为 0 。

* R_386_GOTOFF

这种重定位类型计算符号值和全局偏移表地址之间的不同。另外还通知链接器建立全局偏移表（GOT）。

* R_386_GOTPC

这种重定位类型类似于 R_386_PC32 ，不同的是它在计算中使用全局偏移表。这种重定位中引用的符号通常是 _GLOBAL_OFFSET_TABLE_ ，该符号通知了链接器建立全局偏移表（GOT）。

2. 程序装入和动态链接 PROGRAM LOADING AND DYNAMIC LINKING

序言

第二部分描述了 object file 信息和创建运行程序的系统行为。其中部分信息适合所有的系统，其他信息是和特定处理器相关的。

可执行和共享的 object file 静态的描绘了程序。为了执行这样的程序，系统用这些文件创建动态的程序表现，或进程映像。一个进程映像有用于保存其代码、数据、堆栈等等的段。这个部分的主要章节讨论如下的内容。

* 程序头（Program header）。该章节补充第一部分，描述和程序运行相关的 object file 结构。即文件中主要的数据结构、程序头表、定位段映像，也包含了为该程序创建内存映像所需要的信息。

* 载入程序（Program loading）。在给定一个 object file 时，系统为了让它运行必须将它载入内存。

* 动态链接（Dynamic linking）。在载入了程序之后，系统必须通过解决组成该进程的 object file 之间的符号引用问题来完成进程映像的过程。

注意：指定了处理器范围的 ELF 常量是有命名约定的。比如，DT_ , PT_ , 用于特定处理器扩展名，组合了处理器的名称（如 DT_M32_SPECIAL ）。
没有使用这种约定但是预先存在的处理器扩展名是允许的。

Pre-existing Extensions
（预先存在的扩展名）
==========

DT_JMP_REL

程序头 Program Header

一个可执行的或共享的 object file 的程序头表是一个结构数组，每一个结构描述一个段或其他系统准备执行该程序所需要的信息。一个 object file 段包含一个或多个部分（就象下面的“段目录”所描述的那样）。程序头仅仅对于可执行或共享的 object file 有意义。一个文件使用 ELF 头的 e_phentsize 和 e_phnum 成员来指定其拥有的程序头大小。[参阅 第一部分中的 "ELF 头"]

+ Figure 2-1: Program Header

Figure 2-1: Program Header

```
typedef struct {
        Elf32_Word      p_type;
        Elf32_Off       p_offset;
        Elf32_Addr      p_vaddr;
        Elf32_Addr      p_paddr;
        Elf32_Word      p_filesz;
        Elf32_Word      p_memsz;
        Elf32_Word      p_flags;
        Elf32_Word      p_align;
} Elf32_Phdr;
```

* p_type

  该成员指出了这个数组的元素描述了什么类型的段，或怎样解释该数组元素的信息。类型值和含义如下所述。

* p_offset

  该成员给出了该段的驻留位置相对于文件开始处的偏移。

* p_vaddr

  该成员给出了该段在内存中的首字节地址。

* p_paddr

  在物理地址定位有关联的系统中，该成员是为该段的物理地址而保留的。由于 System V 忽略了应用程序的物理地址定位，该成员对于可执行文件和共享的 object 而言是未指定内容的。

* p_filesz

该成员给出了文件映像中该段的字节数；它可能是 0 。

* p_memsz

该成员给出了内存映像中该段的字节数；它可能是 0 。

* p_flags

该成员给出了和该段相关的标志。定义的标志值如下所述。

* p_align

就象在后面“载入程序”部分中所说的那样，可载入的进程段必须有合适的 p_vaddr 、 p_offset 值，取页面大小的模。该成员给出了该段在内存和文件中排列值。 0 和 1 表示不需要排列。否则， p_align 必须为正的 2 的幂，并且 p_vaddr 应当等于 p_offset 模 p_align 。

某些入口描述了进程段；其他的则提供补充信息并且无益于进程映像。已经定义的入口可以以任何顺序出现，除非是下面明确声明的。后面是段类型值；其他的值保留以便将来用于其他用途。

+ Figure 2-2: Segment Types, p_type

Figure 2-2: Segment Types, p_type

Name	Value
PT_NULL	0
PT_LOAD	1
PT_DYNAMIC	2
PT_INTERP	3
PT_NOTE	4
PT_SHLIB	5
PT_PHDR	6
PT_LOPROC	0x70000000
PT_HIPROC	0x7fffffff

* PT_NULL

该数组元素未使用；其他的成员值是未定义的。这种类型让程序头表忽略入口。

* PT_LOAD

该数组元素指定一个可载入的段，由 p_filesz 和 p_memsz 描述。文件中字节被映射到内存段中。如果该段的内存大小（ p_memsz ）比文件大小（ p_filesz ）要大，则多出的字节将象段初始化区域那样保持为 0 。文件的大小不会比内存大小值大。在程序头表中，可载入段入口是以 p_vaddr 的升序排列的。

* PT_DYNAMIC

该数组元素指定动态链接信息。参阅 后面的“动态部分”以获得更多信息。

* PT_INTERP

该数组元素指定一个 null-terminated 路径名的位置和大小（作为解释程序）。
这种段类型仅仅对可执行文件有意义（尽管它可能发生在一个共享 object 上）；
它在一个文件中只能出现一次。如果它出现，它必须先于任何一个可载入段入口。
参阅 后面的“程序解释器”（Program Interpreter）以获得更多的信息。

* PT_NOTE

该数组元素指定辅助信息的位置和大小。参阅 后面的“注意部分”以获得细节。

* PT_SHLIB

该段类型保留且具有未指定的语义。具有一个这种类型数组元素的程序并不
遵守 ABI 。

* PT_PHDR

该数组元素（如果出现），指定了程序头表本身的位置和大小（包括在文件中
和在该程序的内存映像中）。更进一步来说，它仅仅在该程序头表是程序内存映像
的一部分时才有效。如果它出现，它必须先于任何可载入段入口。参阅 后面的
“程序解释器”（Program Interpreter）以获得更多的信息。

* PT_LOPROC through PT_HIPROC

该范围中的值保留用于特定处理器的语义。

注意：除非在别处的特殊要求，所有的程序头的段类型是可选的。也就是说，
一个文件的程序头表也许仅仅包含和其内容相关的元素。

基地址 Base Address

可执行和共享的 object file 有一个基地址，该基地址是与程序的 object file

在内存中映像相关的最低虚拟地址。基地址的用途之一是在动态链接过程中重定位该程序的内存映像。

一个可执行的 object file 或 一个共享的 object file 的基地址是在执行的时候从三个值计算而来的：内存载入地址、页面大小的最大值 和 程序可载入段的最低虚拟地址。就象在“程序载入”中所描述的那样，程序头中的虚拟地址也许和程序的内存映像中实际的虚拟地址并不相同。为了计算基地址，必须确定与 PT_LOAD 段 p_vaddr 的最小值相关的内存地址。获得基地址的方法是将内存地址截去最大页面大小的最接近的整数倍。由于依赖载入内存中的文件类型，该内存地址和 p_vaddr 值可能匹配也可能不匹配。

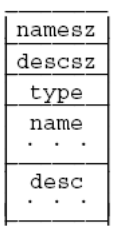
就象在第一部分中 "Section" 中描述的那样， .bss section 具有 SHT_NOBITS 的类型。尽管在文件中不占用空间，它在段的内存映像中起作用。通常，没有初始化的数据驻留在段尾，因此使得在相关的程序头元素中的 p_memsz 比 p_filesz 大。

注释节

有的时候供应商或系统设计者需要用特定的信息标记一个 object file 以便其他程序检查其兼容的一致性，等等此类。 SHT_NOTE 类型的 section 和 PT_NOTE 类型的程序头元素能够被用于此目的。 section 和程序头中的注解信息包含了任意数目的入口，每一个入口的格式都是对应于特定处理器格式的 4-字节数组。下面的标签有助于解释注释信息的组织形式，但是这些标签不是规格说明的一部分。

+ Figure 2-3: Note Information

Figure 2-3: Note Information



* namesz and name

  名字中 namesz 的第一个字节包含了一个 null-terminated 字符
  表达了该入口的拥有者或始发者。没有正式的机制来避免名字冲突。从

惯例来说，供应商使用他们自己的名称，比如 "XYZ Computer Company"，
作为标志。如果没有提供名字， namesz 值为 0 。 如果有必要，确定
描述信息 4-字节对齐。 这样的填充信息并不包含在 namesz 中。

* descsz and desc

desc 中 descsz 的首字节包含了注解描述符。ABI 不会在一个描述符内容中
放入任何系统参数。如果没有描述符， descsz 将为 0 。 如果有必要，确定
描述信息 4-字节对齐。 这样的填充信息并不包含在 descsz 中。

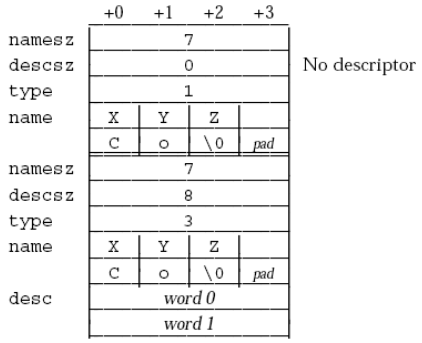
* type

该 word 给出了描述符的解释。每一个创造着（originator） 控制着自己的类型；
对于单单一个类型值的多种解释是可能存在的。因此，一个程序必须辨认出该名字
和其类型以便理解一个描述符。这个时候的类型必须是非负的。ABI 没有定义
描述符的含义。

为了举例说明，下面的解释段包含两个入口。

+ Figure 2-4: Example Note Segment

Figure 2-4: Example Note Segment



注意：系统保留的注解信息没有名字 (namesz==0) ，有一个零长度的名字
(name[0]=='\0') 现在还没有类型为其定义。所有其他的名字必须至少有
一个非空的字符。

注意：注解信息是可选的。注解信息的出现并不影响一个程序的 ABI 一致性，
前提是该信息不影响程序的执行行为。否则，该程序将不遵循 ABI 并将出现
未定义的行为。

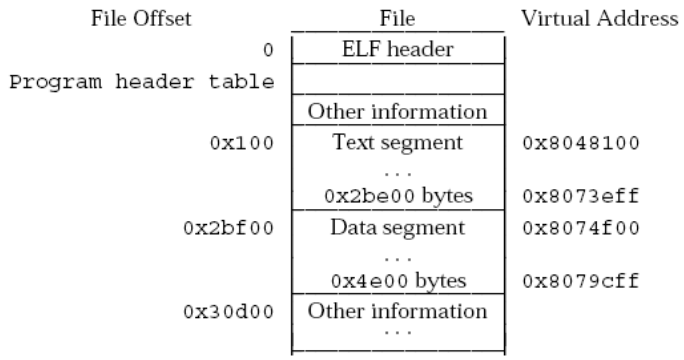
程序载入Program Loading

当创建或增加一个进程映像的时候，系统在理论上将拷贝一个文件的段到一个虚拟的内存段。(以段的方式完成加载)系统什么时候实际地读文件依赖于程序的执行行为，系统载入等等。一个
进程仅仅在执行时需要引用逻辑页面的时候才需要一个物理页面，实际上进程通常会留下许多未引用的页面。因此推迟物理上的读取常常可以避免这些情况，改良系统的特性。为了在实践中达到这种效果，可执行的和共享的 object file 必须具有
合适于页面大小取模值的文件偏移和虚拟地址这样条件的段映像。

虚拟地址和文件偏移在 SYSTEM V 结构的段中是模 4KB（0x1000） 或大的 2 的幂。由于 4KB 是最大的页面大小，因此无论物理页面大小是多少，文件必须去适合页面。

+ Figure 2-5: Executable File

Figure 2-5: Executable File



+

Figure 2-6: Program Header Segments（程序头段）

Figure 2-6: Program Header Segments

Member	Text	Data
p_type	PT_LOAD	PT_LOAD
p_offset	0x100	0x2bf00
p_vaddr	0x8048100	0x8074f00
p_paddr	unspecified	unspecified
p_filesz	0x2be00	0x4e00
p_memsz	0x2be00	0x5e24
p_flags	PF_R+PF_X	PF_R+PF_W+PF_X
p_align	0x1000	0x1000

尽管示例中的文件偏移和虚拟地址在文本和数据两方面都适合模 4KB ，但是还有 4 个文件页面混合了代码和数据（依赖于页面大小和文件系统块的大小）。

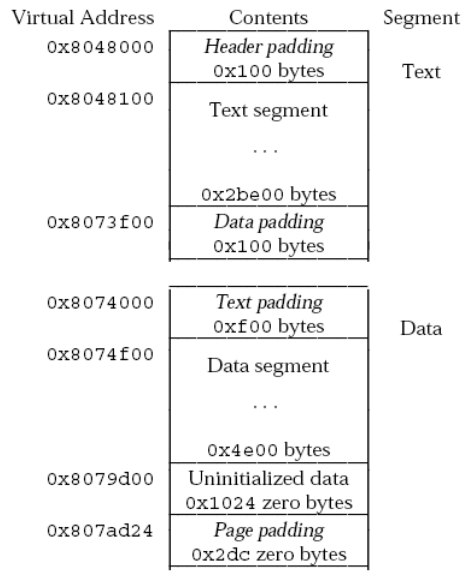
* 第一个文本页面包含了 ELF 头、程序头以及其他信息。
* 最后的文本页包含了一个数据开始的拷贝。
* 第一个数据页面有一个文本结束的拷贝。
* 最后的数据页面也许会包含与正在运行的进程无关的文件信息。

理论上，系统强制内存中段的区别；段地址被调整为适应每一个逻辑页面在地址空间中有一个简单的准许集合。在上面的示例中，包含文本结束和数据开始的文件区域将被映射两次：在一个虚拟地址上为文本而另一个虚拟地址上为数据。

数据段的结束处需要对未初始化的数据进行特殊处理（系统定义的以 0 值开始）。因此如果一个文件包含信息的最后一个数据页面不在逻辑内存页面中，则无关的数据应当被置为 0 （这里不是指未知的可执行文件的内容）。在其他三个页面中 "Impurities" 理论上并不是进程映像的一部分；系统是否擦掉它们是未指定的。下面程序的内存映像假设了 4KB 的页面。

+ Figure 2-7: Process Image Segments（进程映像段）

Figure 2-7: Process Image Segments



可执行文件和共享文件在段载入方面有所不同。典型地，可执行文件段包含了绝对代码。为了让进程正确执行，这些段必须驻留在建立可执行文件的虚拟地址处。因此系统使用不变的 p_vaddr 作为虚拟地址。

另一方面，共享文件段包含与位置无关的代码。这让不同进程的相应段虚拟地址各不相同，且不影响执行。虽然系统为各个进程选择虚拟地址，它还要维护各个段的相对位置。因为位置无关的代码在段间使用相对定址，故而内存中的虚拟地址的不同必须符合文件中虚拟地址的不同。下表给出了几个进程可能的共享对象虚拟地址的分配，演示了不变的相对定位。该表同时演示了基地址的计算。

+ Figure 2-8: Example Shared Object Segment Addresses

Figure 2-8: Example Shared Object Segment Addresses

Sourc	Text	Data	Base Address
File	0x200	0x2a400	0x0
Process 1	0x80000200	0x8002a400	0x80000000
Process 2	0x80081200	0x800ab400	0x80081000
Process 3	0x900c0200	0x900ea400	0x900c0000
Process 4	0x900c6200	0x900f0400	0x900c6000

动态链接 Dynamic Linking

一个可执行文件可能有一个 PT_INTERP 程序头元素。在 exec(BA_OS) 的过程中，系统从 PT_INTERP 段中取回一个路径名并由解释器文件的段创建初始的进程映像。也就是说，系统为解释器“编写”了一个内存映像，而不是使用原始的可执行文件的段映像。此时该解释器就负责接收系统来的控制并且为应用程序提供一个环境变量。

解释器使用两种方法中的一种来接收系统来的控制。首先，它会接收一个文件描述符来读取该可执行文件，定位于开头。它可以使用这个文件描述符来读取 并且（或者）映射该可执行文件的段到内存中。其次，依赖于该可执行文件的格式，系统会载入这个可执行文件到内存中而不是给该解释器一个文件描述符。伴随着可能的文件描述符异常的情况，解释器的初始进程声明应匹配该可执行文件应当收到的内容。解释器本身并不需要第二个解释器。一个解释器可能是一个共享对象也可能是一个可执行文件。

* 一个共享对象（通常的情况）在被载入的时候是位置无关的，各个进程可能不同；系统在 mmap(KE_OS) 使用的动态段域为它创建段和相关的服务。因而，一个共享对象的解释器将不会和原始的可执行文件的原始段地址相冲突。

* 一个可执行文件被载入到固定地址；系统使用程序头表中的虚拟地址为其创建段。因而，一个可执行文件解释器的虚拟地址可能和第一个可执行文件相冲突；这种冲突由解释器来解决。

动态链接器 Dynamic Linker

当使用动态链接方式建立一个可执行文件时，链接器把一个 PT_INTERP 类型

的元素加到可执行文件中，告诉系统把动态链接器做为该程序的解释器。

注意：由系统提供的动态链接器是和特定处理器相关的。

Exec(BA_OS) 和动态链接器合作为程序创建进程，必须有如下的动作：

* 将可执行文件的内存段加入进程映像中；
* 将共享对象的内存段加入进程映像中；
* 为可执行文件和它的共享对象进行重定位；
* 如果有一个用于读取可执行文件的文件描述符传递给了动态链接器，那么关闭它。
* 向程序传递控制，就象该程序已经直接从 exec(BA_OS) 接收控制一样。

链接器同时也为动态链接器构建各种可执行文件和共享对象文件的相关数据。就象在上面“程序头”中说的那样，这些数据驻留在可载入段中，使得它们在执行过程中有效。（再一次的，要记住精确的段内容是处理器相关的。可以参阅相应处理器的补充说明来获得详尽的信息。）

* 一个具有 SHT_DYNAMIC 类型的 .dynamic section 包含各种数据。驻留在 section 开头的结构包含了其他动态链接信息的地址。

* SHT_HASH 类型的 .hash section 包含了一个 symbol hash table.

* SHT_PROGBITS 类型的 .got 和 .plt section 包含了两个分离的 table: 全局偏移表和过程链接表。 下面的 section 演示了动态链接器使用和改变这些表来为 object file 创建内存映像。

由于每一个遵循 ABI 的程序从一个共享对象库中输入基本的系统服务，因此动态链接器分享于每一个遵循 ABI 的程序的执行过程中。

就象在处理器补充说明的“程序载入”所解释的那样，共享对象也许会占用与记录在文件的程序头表中的地址不同的虚拟内存地址。动态链接器重定位内存映像，在应用程序获得控制之前更新绝对地址。尽管在库被载入到由程序头表指定的地址的情况下绝对地址应当是正确的，通常的情况却不是这样。

如果进程环境 [see exec(BA_OS)] 包含了一个非零的 LD_BIND_NOW 变量，动态链接器将在控制传递到程序之前进行所有的重定位。举例而言，所有下面的环境入口将指定这种行为。

* LD_BIND_NOW=1

* LD_BIND_NOW=on
* LD_BIND_NOW=off

其他情况下， LD_BIND_NOW 或者不在环境中或者为空值。动态链接器可以不急于处理过程链接表入口，因而避免了对没有调用的函数的符号解析和重定位。参阅"Procedure Linkage Table"获取更多的信息。

动态节 Dynamic Section

假如一个 object 文件参与动态的链接，它的程序头表将有一个类型为 PT_DYNAMIC 的元素。该“段”包含了.dynamic section。一个_DYNAMIC 特别的符号，表明了该 section 包含了以下结构的一个数组。

+ Figure 2-9: Dynamic Structure

```
typedef struct {
    Elf32_Sword d_tag;
    union {
        Elf32_Sword     d_val;
        Elf32_Addr      d_ptr;
    } d_un;
} Elf32_Dyn;

extern Elf32_Dyn _DYNAMIC[];
```

对每一个有该类型的 object，d_tag 控制着 d_un 的解释。

* d_val

  那些 Elf32_Word object 描绘了具有不同解释的整形变量。

* d_ptr

  那些 Elf32_Word object 描绘了程序的虚拟地址。就象以前提到的，在执行时，文件的虚拟地址可能和内存虚拟地址不匹配。当解释包含在动态结构中的地址时是基于原始文件的值和内存的基地址。为了一致性，文件不包含在重定位入口来纠正在动态结构中的地址。

以下的表格总结了对可执行和共享 object 文件需要的 tag。假如 tag 被标为

mandatory，ABI-conforming 文件的动态链接数组必须有一个那样的入口。
同样的，“optional”意味着一个可能出现 tag 的入口，但是不是必须的。

+ Figure 2-10: Dynamic Array Tags, d_tag

Name	Value	d_un	Executable	Shared Object
DT_NULL	0	ignored	mandatory	mandatory
DT_NEEDED	1	d_val	optional	optional
DT_PLTRELSZ	2	d_val	optional	optional
DT_PLTGOT	3	d_ptr	optional	optional
DT_HASH	4	d_ptr	mandatory	mandatory
DT_STRTAB	5	d_ptr	mandatory	mandatory
DT_SYMTAB	6	d_ptr	mandatory	mandatory
DT_RELA	7	d_ptr	mandatory	optional
DT_RELASZ	8	d_val	mandatory	optional
DT_RELAENT	9	d_val	mandatory	optional
DT_STRSZ	10	d_val	mandatory	mandatory
DT_SYMENT	11	d_val	mandatory	mandatory
DT_INIT	12	d_ptr	optional	optional
DT_FINI	13	d_ptr	optional	optional
DT_SONAME	14	d_val	ignored	optional
DT_RPATH	15	d_val	optional	ignored
DT_SYMBOLIC	16	ignored	ignored	optional
DT_REL	17	d_ptr	mandatory	optional
DT_RELSZ	18	d_val	mandatory	optional
DT_RELENT	19	d_val	mandatory	optional
DT_PLTREL	20	d_val	optional	optional
DT_DEBUG	21	d_ptr	optional	ignored
DT_TEXTREL	22	ignored	optional	optional
DT_JMPREL	23	d_ptr	optional	optional
DT_LOPROC	0x70000000	unspecified	unspecified	unspecified
DT_HIPROC	0x7fffffff	unspecified	unspecified	unspecified

* DT_NULL

一个 DT_NULL 标记的入口表示了_DYNAMIC 数组的结束。

* DT_NEEDED

这个元素保存着以 NULL 结尾的字符串表的偏移量，那些字符串是所需库的名字。
该偏移量是以 DT_STRTAB 为入口的表的索引。看“Shared Object Dependencies”
关于那些名字的更多信息。动态数组可能包含了多个这个类型的入口。那些
入口的相关顺序是重要的，虽然它们跟其他入口的关系是不重要的。

* DT_PLTRELSZ

该元素保存着跟 PLT 关联的重定位入口的总共字节大小。假如一个入口类型 DT_JMPREL 存在，那么 DT_PLTRELSZ 也必须存在。

* DT_PLTGOT

该元素保存着跟 PLT 关联的地址和（或者）是 GOT。具体细节看处理器补充（processor supplement）部分。

* DT_HASH

该元素保存着符号哈希表的地址，在“哈希表”有描述。该哈希表指向被 DT_SYMTAB 元素引用的符号表。

* DT_STRTAB

该元素保存着字符串表地址，在第一部分有描述，包括了符号名，库名，和一些其他的在该表中的字符串。

* DT_SYMTAB

该元素保存着符号表的地址，在第一部分有描述，对 32-bit 类型的文件来说，关联着一个 Elf32_Sym 入口。

* DT_RELA

该元素保存着重定位表的地址，在第一部分有描述。在表中的入口有明确的加数，就象 32-bit 类型文件的 Elf32_Rela。一个 object 文件可能好多个重定位 section。当为一个可执行和共享文件建立重定位表的时候，链接编辑器链接那些 section 到一个单一的表。尽管在 object 文件中那些 section 是保持独立的。动态链接器只看成是一个简单的表。当动态链接器为一个可执行文件创建一个进程映象或者是加一个共享 object 到进程映象中，它读重定位表和执行相关的动作。假如该元素存在，动态结构必须也要有 DT_RELASZ 和 DT_RELAENT 元素。当文件的重定位是 mandatory，DT_RELA 或者 DT_REL 可能出现（同时出现是允许的，但是不必要的）。

* DT_RELASZ

该元素保存着 DT_RELA 重定位表总的字节大小。

* DT_RELAENT

该元素保存着 DT_RELA 重定位入口的字节大小。

* DT_STRSZ

该元素保存着字符串表的字节大小。

* DT_SYMENT

该元素保存着符号表入口的字节大小。

* DT_INIT

该元素保存着初始化函数的地址，在下面“初始化和终止函数”中讨论。

* DT_FINI

该元素保存着终止函数的地址，在下面“初始化和终止函数”中讨论。

* DT_SONAME

该元素保存着以 NULL 结尾的字符串的字符串表偏移量，那些名字是共享 object 的名字。偏移量是在 DT_STRTAB 入口记录的表的索引。关于那些名字看 Shared Object Dependencies 部分获得更多的信息。

* DT_RPATH

该元素保存着以 NULL 结尾的搜索库的搜索目录字符串的字符串表偏移量。在共享 object 依赖关系（Shared Object Dependencies）中有讨论

* DT_SYMBOLIC

在共享 object 库中出现的该元素为在库中的引用改变动态链接器符号解析的算法。替代在可执行文件中的符号搜索，动态链接器从它自己的共享 object 开始。假如一个共享的 object 提供引用参考失败，那么动态链接器再照常的搜索可执行文件和其他的共享 object。

* DT_REL

该元素相似于 DT_RELA，除了它的表有潜在的加数，正如 32-bit 文件类型的 Elf32_Rel 一样。假如这个元素存在，它的动态结构必须也同时要有 DT_RELSZ 和 DT_RELENT 的元素。

* DT_RELSZ

该元素保存着 DT_REL 重定位表的总字节大小。

* DT_RELENT

该元素保存着 DT_RELENT 重定为入口的字节大小。

* DT_PLTREL

该成员指明了 PLT 指向的重定位入口的类型。适当地， d_val 成员保存着 DT_REL 或 DT_RELA。在一个 PLT 中的所有重定位必须使用相同的转换。

* DT_DEBUG

该成员被调试使用。它的内容没有被 ABI 指定；访问该入口的程序不是 ABI-conforming 的。

* DT_TEXTREL

如在程序头表中段许可所指出的那样，这个成员的缺乏代表没有重置入口会引起非写段的修改。假如该成员存在，一个或多个重定位入口可能请求修改一个非写段，并且动态链接器能因此有准备。

* DT_JMPREL

假如存在，它的入口 d_ptr 成员保存着重定位入口（该入口单独关联着 PLT）的地址。假如 lazy 方式打开，那么分离它们的重定位入口让动态链接器在进程初始化时忽略它们。假如该入口存在，相关联的类型入口 DT_PLTRELSZ 和 DT_PLTREL 一定要存在。

* DT_LOPROC through DT_HIPROC

在该范围内的变量为特殊的处理器语义保留。除了在数组末尾的 DT_NULL 元素，和 DT_NEEDED 元素相关的次序，入口可能出现在任何次序中。在表中不出现的 Tag 值是保留的。

共享 Object 的依赖关系

当链接器处理一个文档库时，它取出库中成员并且把它们拷贝到一个输出的 object 文件中。当运行时没有包括一个动态链接器的时候，那些静态的链接服务是可用的。共享 object 也提供服务，动态链接器必须把正确的共享 object 文件链接到要实行的进程映象中。因此，可执行文件和共享的 object 文件之间存在着明确的依赖性。

当动态链接器为一个 object 文件创建内存段时，依赖关系（在动态结构的 DT_NEEDED 入口中记录）表明需要哪些 object 来为程序提供服务。通过重复的链接参考的共享 object 和他们的依赖关系，动态链接器可以建造一个完全的进程映象。当解决一个符号引用的时候，动态链接器以宽度优先搜索（breadth-first）来检查符号表，换句话说，它先查看自己的可实行程序中的符号表，然后是顶端 DT_NEEDED 入口（按顺序）的符号表，再接下来是第二级的 DT_NEEDED 入口，依次类推。共享 object 文件必须对进程是可读的；其他权限是不需要的。

注意：即使当一个共享 object 被引用多次（在依赖列关系表中），动态链接器只把它链接到进程中一次。

在依赖关系列表中的名字既被 DT_SONAME 字符串拷贝，又被建立 object 文件时的路径名拷贝。例如，动态链接器建立一个可执行文件（使用带 DT_SONAME 入口的 lib1 共享文件）和一个路径名为/usr/lib/lib2 的共享 object 库，那么可执行文件将在它自己的依赖关系列表中包含 lib1 和/usr/bin/lib2。

假如一个共享 object 名字有一个或更多的反斜杠字符(/)在这名字的如何地方，例如上面的/usr/lib/lib2 文件或目录，动态链接器把那个字符串自己做为路径名。假如名字没有反斜杠字符(/)，例如上面的 lib1，三种方法指定共享文件的搜索路径，如下：

* 第一，动态数组标记 DT_RPATH 保存着目录列表的字符串（用冒号(:)分隔）。例如，字符串/home/dir/lib:/home/dir2/lib:告诉动态链接器先搜索/home/dir/lib，再搜索/home/dir2/lib，再是当前目录。

* 第二，在进程环境中（see exec(BA_OS)），有一个变量称为 LD_LIBRARY_PATH 可以保存象上面一样的目录列表（随意跟一个分号(;)和其他目录列表）。以下变量等于前面的例子：

  LD_LIBRARY_PATH=/home/dir/lib:/home/dir2/lib:

  LD_LIBRARY_PATH=/home/dir/lib;/home/dir2/lib:

  LD_LIBRARY_PATH=/home/dir/lib:/home/dir2/lib:;

  所以的 LD_LIBRARY_PATH 目录在 DT_RPATH 指向的目录之后被搜索。尽管一些程序（例如链接编辑器）不同的处理分号前和分号后的目录，但是动态链接不会。不过，动态链接器接受分号符号，具体语意在如上面描述。

* 最后，如果上面的两个目录查找想要得到的库失败，那么动态链接器搜索/usr/lib.

注意：出于安全考虑，动态链接器忽略 set-user 和 set-group 的程序的 LD_LIBRARY_PATH 所指定的搜索目录。但它会搜索 DT_RPATH 指明的目录和 /usr/lib。

GOT 全局偏移量表 Global Offset Table

一般情况下，位置无关的代码不包含绝对的虚拟地址。全局偏移量表在私有数据中保存着绝对地址，所以应该使地址可用的，而不是和位置无关性和程序代码段共享能力妥协。一个程序引用它的 GOT(全局偏移量表)来使用位置无关的地址并且提取绝对的变量，所以重定位位置无关的参考到绝对的位置。

初始时，GOT(全局偏移量表)保存着它重定位入口所需要的信息［看第一部分的“Relocation”］。在系统为一个可装载的 object 文件创建内存段以后，动态链接器处理重定位入口，那些类型为 R_386_GLOB_DAT 的指明了 GOT(全局偏移量表)。动态链接器决定了相关的标号变量，计算他们的绝对地址，并且设置适当的内存表入口到正确的变量。虽然当链接编辑器建造 object 文件的时候，绝对地址是不知道，链接器知道所以内存段的地址并且能够因此计算出包含在那里的标号地址。

假如程序需要直接访问符号的绝对地址，那么这个符号将有一个 GOT(全局偏移量表)入口。因为可执行文件和共享文件有独立的 GOT(全局偏移量表)，一个符号地址可能出现在不同的几个表中。在交给进程映象的代码控制权以前，动态链接器处理所有的重定位的 GOT(全局偏移量表)，所以在执行时，确认绝对地址是可用的。

该表的入口 0 是为保存动态结构地址保留的（参考_DYNAMIC 标号）。这允许象动态链接程序那样来找出他们自己的动态结构（还没有处理他们的重定向入口）。这些对于动态链接器是重要的，因为它必要初始化自己而不能依赖于其他程序来重定位他们的内存映象。在 32 位 Interl 系统结构中，在 GOT 中的人口 1 和 2 也是保留的，具体看以下的过程链接表（Procedure Linkage Table）。

系统可以为在不同的程序中相同的共享 object 选择不同的内存段；它甚至可以为相同的程序不同的进程选择不同的库地址。虽然如此，一旦进程映象被建立以后，内存段不改变地址。只要一个进程存在，它的内存段驻留在固定的虚拟地址。

GOT 表的格式和解释是处理器相关的。在 32 位 Intel 体系结构下，标号 _GLOBAL_OFFSET_TABLE_可能被用来访问该表。

+ Figure 2-11: Global Offset Table

```
extern Elf32_Addr _GLOBAL_OFFSET_TABLE_[];
```

标号_GLOBAL_OFFSET_TABLE_可能驻留在.got section 的中间，允许负的和非负的下标索引这个数组。

PLT 过程链接表 Procedure Linkage Table

就象 GOT 重定位把位置无关的地址计算成绝对地址一样，PLT 过程链接表重定位位置无关的函数调用到绝对的地址。从一个可执行或者共享的 object 文件到另外的，链接编辑器不解析执行的传输（例如函数的调用）。因此，链接编辑器安排程序的传递控制到 PLT 中的入口。在 SYSTEM V 体系下，PLT 存在共享文本中，但是它们使用的地址是在私有的 GOT 中。符号链接器决定了目标的绝对地址并且修改 GOT 的内存映象。因此，在没有危及到位置无关、程序文本的共享能力的情况下。动态链接器能重定位人口。

+ Figure 2-12: Absolute Procedure Linkage Table {*}
绝对的过程链接表

```
.PLT0:pushl   got_plus_4
      jmp     *got_plus_8
      nop; nop
      nop; nop
.PLT1:jmp     *name1_in_GOT
      pushl   $offset
      jmp     .PLT0@PC
.PLT2:jmp     *name2_in_GOT
      pushl   $offset
      jmp     .PLT0@PC
      ...
```

+ Figure 2-13: Position-Independent Procedure Linkage Table
位置无关（或者说位置独立）的过程链接表

```
.PLT0:pushl   4(%ebx)
      jmp     *8(%ebx)
      nop; nop
      nop; nop
.PLT1:jmp     *name1@GOT(%ebx)
      pushl   $offset
      jmp     .PLT0@PC
```

```
.PLT2:jmp      *name2@GOT(%ebx)
      pushl    $offset
      jmp      .PLT0@PC
      ...
```

注意：如图所示，PLT 的指令使用了不同的操作数地址方式，对绝对代码和对位置无关的代码。但是，他们的界面对于动态链接器是相同的。

以下的步骤，动态链接器和程序协作（cooperate）通过 PLT 和 GOT 来解析符号引用。

1. 当第一次创建程序的内存映象时，动态链接器为在 GOT 中特别的变量设置第二次和第三次的入口。下面关于那些变量有更多的解释。

2. 假如 PLT 是位置无关的，那么 GOT 的地址一定是保留在%ebx 中的。每个在进程映象中共享的 object 文件有它自己的 PLT，并且仅仅在同一个 object 文件中，控制传输到 PLT 入口。从而，要调用的函数有责任在调用 PLT 入口前，设置 PLT 地址到寄存器中。

3. 举例说明，假如程序调用函数 name1,它的传输控制到标号.PLT1.

4. 第一个指令跳到在 GOT 入口的 name1 地址。初始话时，GOT 保存着紧跟着的 push1 指令的地址，而不是真实的 name1 的地址。

5. 因此，程序在堆栈中压入(push)一个重定位的偏移量。重定位的偏移量是一个 32 位，非负的字节偏移量（从定位表算起）。指派的重定位入口将是一个 R_386_JMP_SLOT 类型，它的偏移量指明了 GOT 入口（在前面的 jmp 指令中被使用）。该重定位入口也包含一个符号表的索引，因此告诉动态链接器哪个符号要被引用，在这里是 name1。

6. 在压入(push)一个重定位的偏移量后，程序跳到.PLT0,在 PLT 中的第一个入口。push1 指令在堆栈中放置第二个 GOT 入口(got_plus_4 or 4(%ebx))的值，因此，给动态链接器一个 word 的鉴别信息。然后程序跳到第三个 GOT 入口(got_plus_8 or 8(%ebx))，它传输控制到动态链接器。

7. 当动态链接器接到控制权，它展开堆栈，查看指派的重定位入口，寻找符号的值，在 GOT 入口中存储真实的 name1 地址，然后传输控制想要目的地。

8. PLT 入口的并发执行将直接传输控制到 name1，而不用第二次调用动态链接器了。所以，在.PLT1 中的 jmp 指令将转到 name1,代替“falling through”转到 push1 指令。

LD_BIND_NOW 环境变量能改变动态链接器的行为。假如这个变量为非空，动态链接器在传输控制到程序前计算 PLT 入口。换句话说，动态链接器处理重定位

类型为 R_386_JMP_SLOT 的入口在进程初始化时。否则，动态链接器计算 PLT 入口懒惰的，推迟到符号解析和重定位直到一个表入口的第一次执行。

注意：一般来说，以懒惰（Lazy）方式绑定是对全应用程序执行的改进。因为不使用的符号就不会招致动态链接器做无用功。然而，对一些应用程序，两种情况使用懒惰（Lazy）方式是不受欢迎的。

第一 初始的引用一个共享 object 函数比后来的调用要花的时间长，因为动态链接器截取调用来解析符号。一些应用程序是不能容忍这样的。

第二 假如这个错误发生并且动态链接器不能解析该符号，动态链接器将终止程序。在懒惰（Lazy）方式下，这可能发生在任意的时候。一再的，一些应用程序是不能容忍这样的。通过关掉懒惰（Lazy）方式，在应用程序接到控制前，当在处理初始话时发生错误，动态链接器强迫程序，使之失败。

哈希表 Hash Table

Elf32_Word object 的哈希表支持符号表的访问。
标号出现在下面帮助解释哈希表的组织，但是它们不是规范的一部分。

+ Figure 2-14: Symbol Hash Table

```
nbucket
nchain
bucket[0]
...
bucket[nbucket - 1]
chain[0]
...
chain[nchain - 1]
```

bucket 数组包含了 nbucket 入口，并且 chain 数组包含了 nchain 个入口;索引从 0 开始。bucket 和 chain 保存着符号表的索引。Chain 表入口类似于符号表。符号表入口的数目应该等于 nchain；所以符号表的索引也选择 chain 表的入口。
一个哈希函数(如下的)接受一个符号名并且返回一个可以被计算机使用的 bucket 索引的值。因此，假如一个哈希函数返回一些名字的值为 X，那么 bucket[x%nbucket]将给出一个索引 y（既是符号表和 chain 表的索引）。假如符号表入口不是期望的，chain[y]给出下一个符号表的入口（使用相同的哈希变量）。可以沿着 chain 链直到选择到了期望名字的符号表入口或者是碰到了 STN_UNDEF 的入口。

+ Figure 2-15: Hashing Function

```
unsigned long
elf_hash(const unsigned char *name)
{
    unsigned long       h = 0, g;

    while (*name) {
        h = (h << 4) + *name++;
        if (g = h & 0xf0000000)
            h ^= g >> 24;
        h &= ~g;
    }
    return h;
}
```

初始化和终止函数 Initialization and Termination Functions

在动态链接妻建立进程映象和执行重定位以后，每一个共享 object 得到适当的机会来执行一些初始话代码。初始化函数不按特别的顺序被调用，但是所有的共享 object 初始化发生在执行程序获得控制之前。

类似地，共享的 object 可能包含终止函数，它们在进程本身开始它的终止之后被执行（以 atexit(BA_OS)的机制）。

共享 object 通过设置在动态结构中的 DT_INIT 和 DT_FINI 入口来指派它们的初始化和终止函数，如上动态 section（Dynamic Section）部分描述。典型的，那些函数代码存在.init 和.fini section 中，第一部分的“section”已经提到过。

注意：尽管 atexit(BA_OS)的终止处理一般可可正常完成，但是不保证在死进程上被执行。特别的，假如_exit 被调用（看 exit(BA_OS)）或者假如进程死掉，那么进程是不执行终止处理的。因为它收到一个信号，该信号可捕获或忽略。

3. C LIBRARY

C 库，libc,包含了所有的符号（包含在 libsys)，另外，包含在在下面两个表中列出的运行函数。第一个表中的运行函数是 ANSI C 标准的。

+ Figure 3-1: libc Contents, Names without Synonyms

abort	fputc	isprint	putc	strncmp
abs	fputs	ispunct	putchar	strncpy
asctime	fread	isspace	puts	strpbrk
atof	freopen	isupper	qsort	strrchr
atoi	frexp	isxdigit	raise	strspn
atol	fscanf	labs	rand	strstr
bsearch	fseek	ldexp	rewind	strtod
clearerr	fsetpos	ldiv	scanf	strtok
clock	ftell	localtime	setbuf	strtol
ctime	fwrite	longjmp	setjmp	strtoul
difftime	getc	mblen	setvbuf	tmpfile
div	getchar	mbstowcs	sprintf	tmpnam
fclose	getenv	mbtowc	srand	tolower
feof	gets	memchr	sscanf	toupper
ferror	gmtime	memcmp	strcat	ungetc
fflush	isalnum	memcpy	strchr	vfprintf
fgetc	isalpha	memmove	strcmp	vprintf
fgetpos	iscntrl	memset	strcpy	vsprintf
fgets	isdigit	mktime	strcspn	wcstombs
fopen	isgraph	perror	strlen	wctomb
fprintf	islower	printf	strncat	

再加上，libc 保存着以下的服务。

+ Figure 3-2: libc Contents, Names with Synonyms

__assert	getdate	lockf **	sleep	tell **
cfgetispeed	getopt	lsearch	strdup	tempnam
cfgetospeed	getpass	memccpy	swab	tfind
cfsetispeed	getsubopt	mkfifo	tcdrain	toascii

cfsetospeed	getw	mktemp	tcflow	_tolower
ctermid	hcreate	monitor	tcflush	tsearch
cuserid	hdestroy	nftw	tcgetattr	_toupper
dup2	hsearch	nl_langinfo	tcgetpgrp	twalk
fdopen	isascii	pclose	tcgetsid	tzset
__filbuf	isatty	popen	tcsendbreak	_xftw
fileno	isnan	putenv	tcsetattr	
__flsbuf	isnand **	putw	tcsetpgrp	
fmtmsg **	lfind	setlabel	tdelete	

** = Function is at Level 2 in the SVID Issue 3 and therefore at Level 2 in the ABI.

包括上面同义（Synonyms）表列出的标号，对于<name> 入口已经存在的_<name> 形式（带一个下划线，上面没有列出来）优先权高于它们的名字。所以，例如，libc 同时包含了 getopt 和_getopt。

在常规的上列中，其他地方以下没有被定义。

int __filbuf(FILE *f);
This function returns the next input character for f, filling its buffer as appropriate. It returns EOF if an error occurs.

int __flsbuf(int x, FILE *f);
This function flushes the output characters for f as if putc(x, f) had been called and then appends the value of x to the resulting output stream. It returns EOF if an error occurs and x otherwise.

int _xftw(int, char *, int (*)(char *, struct stat *, int), int);
Calls to the ftw(BA_LIB) function are mapped to this function when applications are compiled. This function is identical to ftw(BA_LIB), except that _xftw() takes an interposed first argument, which must have the value 2.

要了解更多的关于 SVID,ANSI C,POSIX 的知识，可看该章节其他的库 section 部分。该节“System Data Interfaces”后有更多的描述。

Global Data Symbols
全局数据符号

libc 库需要一些外部的全局数据符号（为了它自己的常规工作而定义的）。

所有向 libsys 库请求的数据符号一定要让 libc 提供，就象下面表中的数据符号。

正式定义的数据 object 被他们的符号描述，看 System V 接口定义，第三版本
或者第 6 章节的数据定义（Data Definitions）section（在适当的处理器
补充到 System V ABI）。

在下面表中的入口有<name>-_<name>的形式。一对符号都代表了一些数据。
下划线的 synonyms 假设满足 ANSI C 标准。

+ Figure 3-3: libc Contents, Global External Data Symbols

getdate_err	optarg
_getdate_err	opterr
__iob	optind
	optopt