武漢大學
WUHAN UNIVERSITY

堆溢出漏洞机理分析

自强、弘毅、求是、拓新

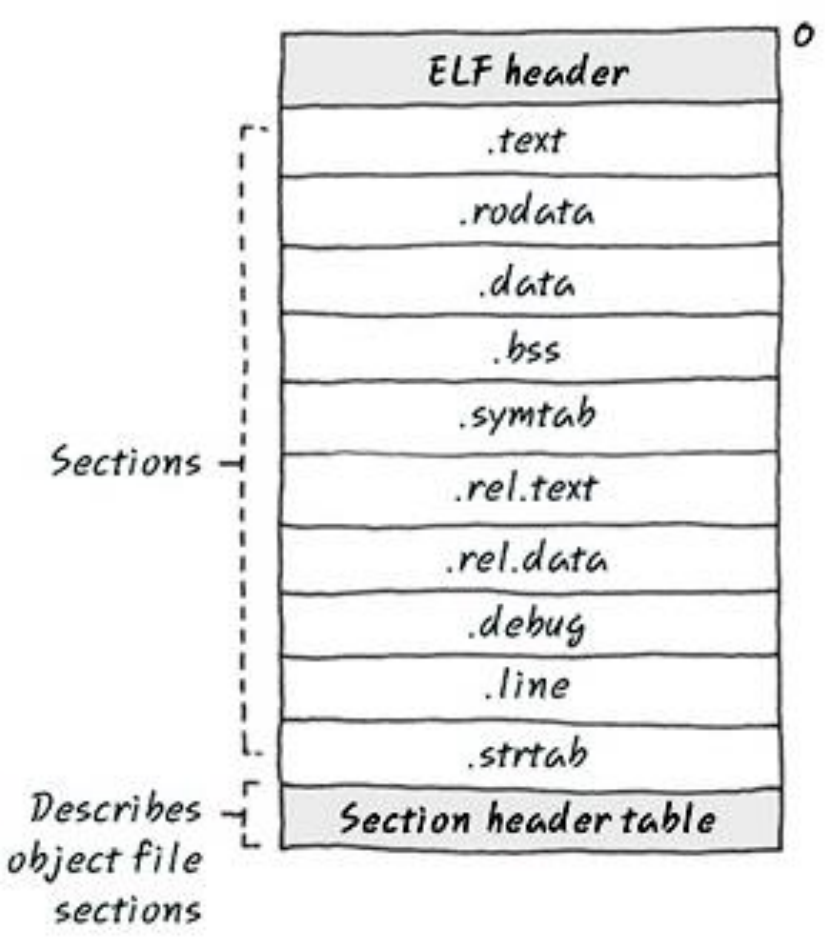
01. **堆内存管理**

02. **堆的数据结构**

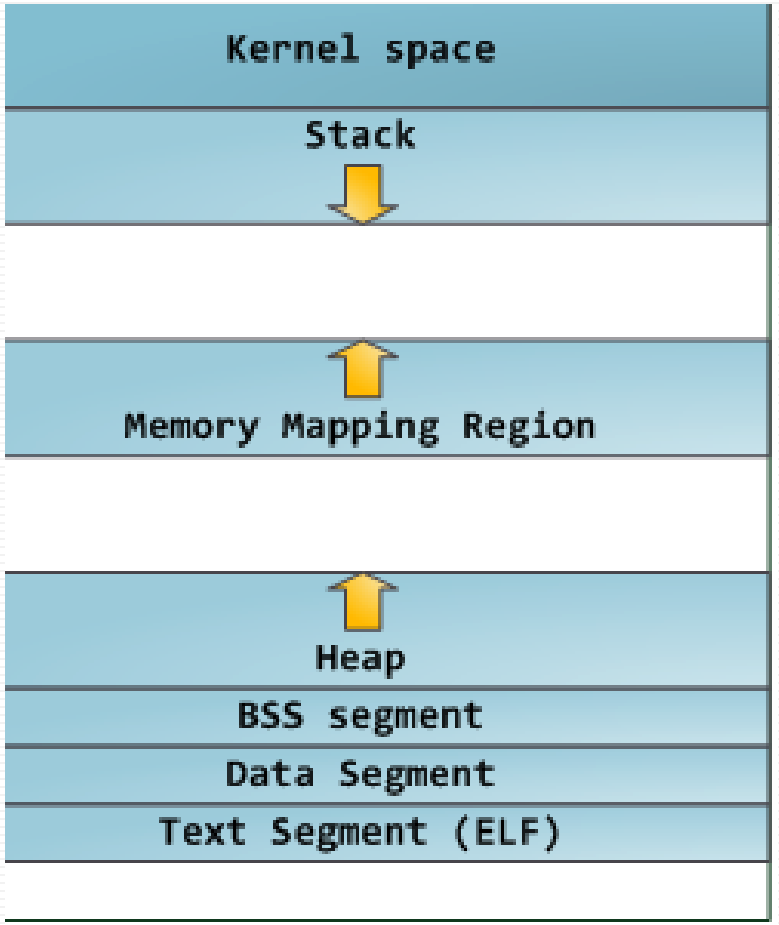
03. **堆漏洞机理**

04. **堆漏洞利用**

程序的装入

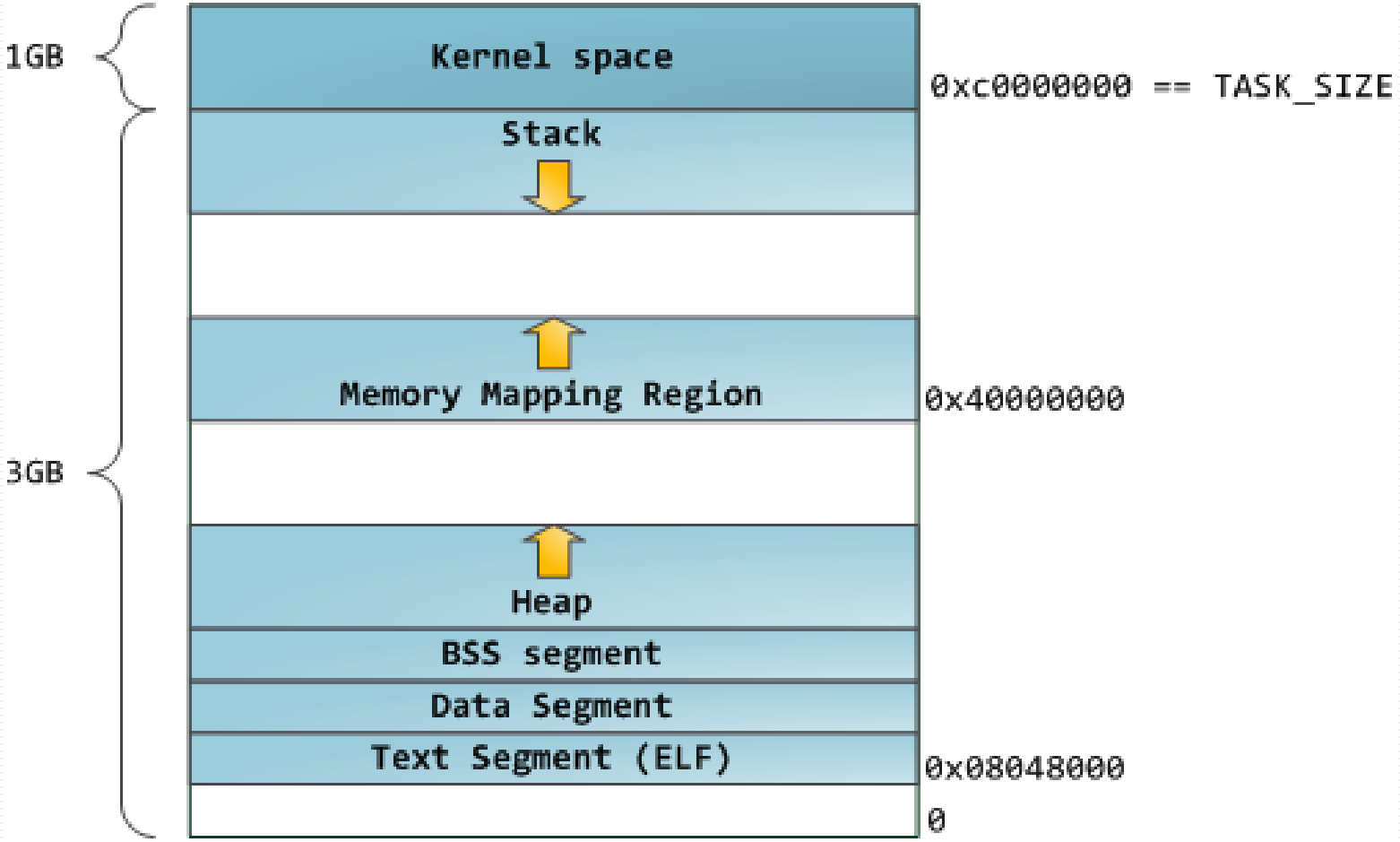

0
ELF header
.text
.rodata
.data
.bss
.symtab
.rel.text
.rel.data
.debug
.line
.strtab
Section header table
Sections
Describes object file sections

内存映射


Kernel space
Stack
Memory Mapping Region
Heap
BSS segment
Data Segment
Text Segment (ELF)

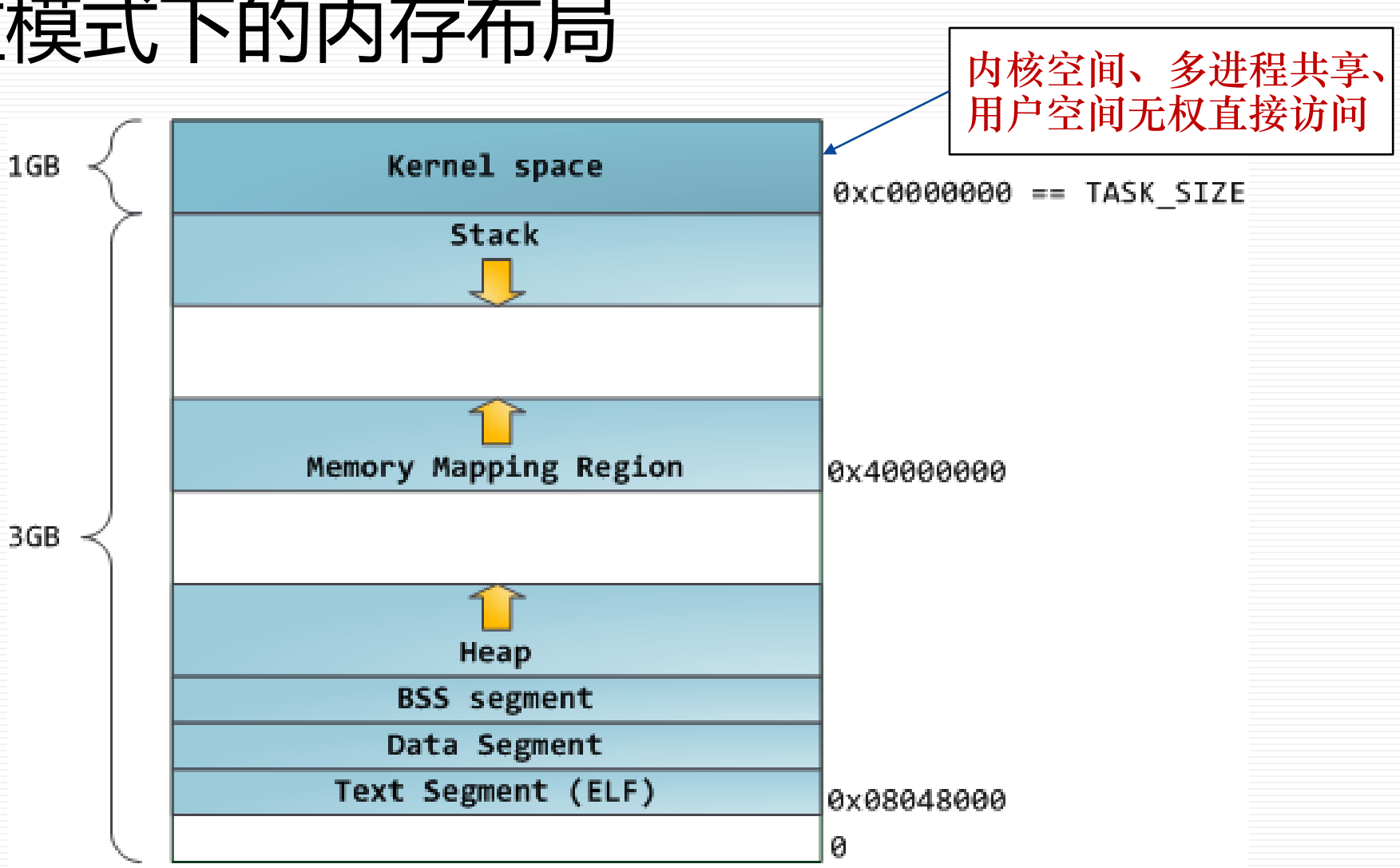
逻辑地址空间布局

- 32位模式下的内存布局



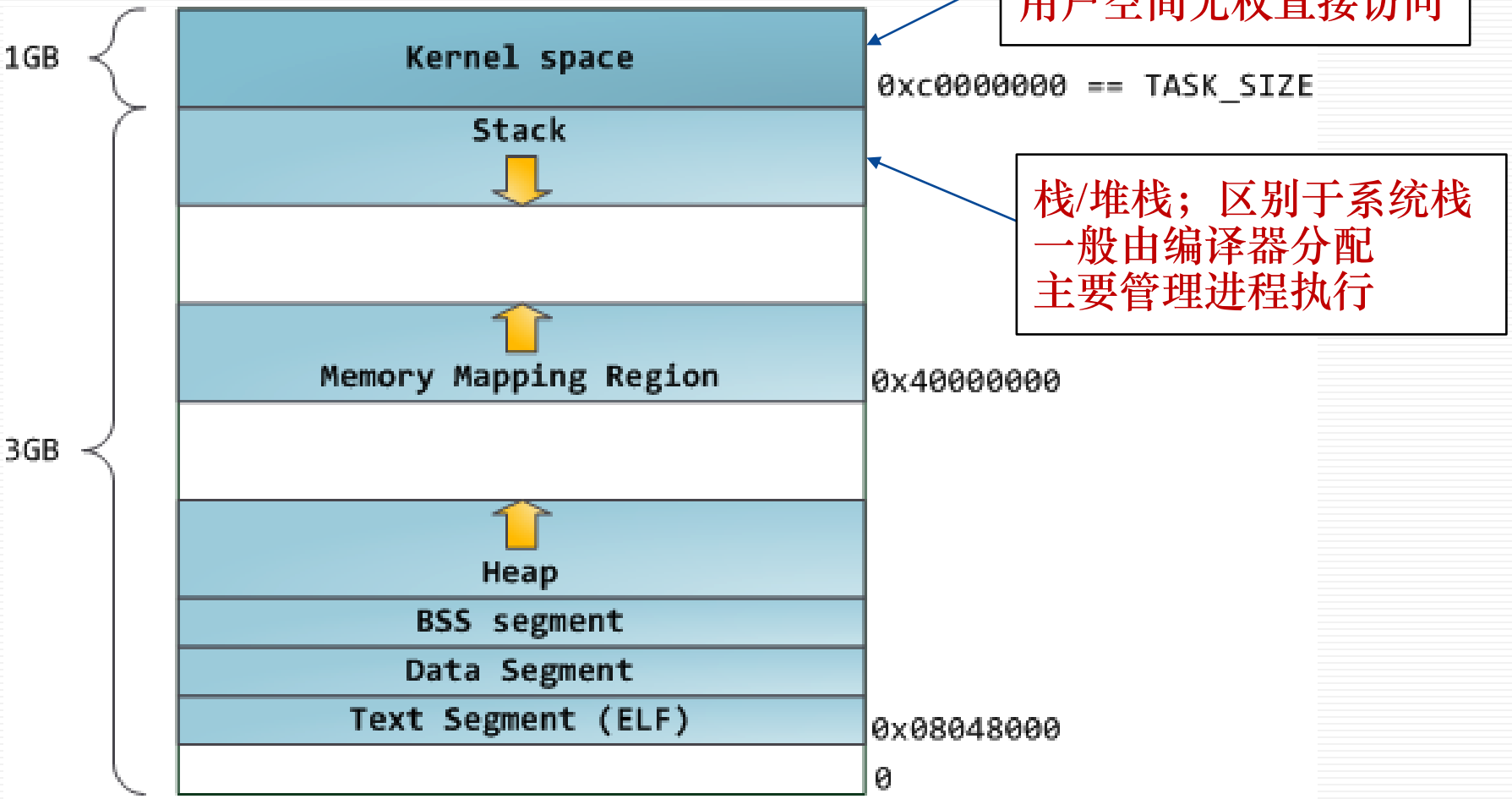
逻辑地址空间布局

- 32位模式下的内存布局



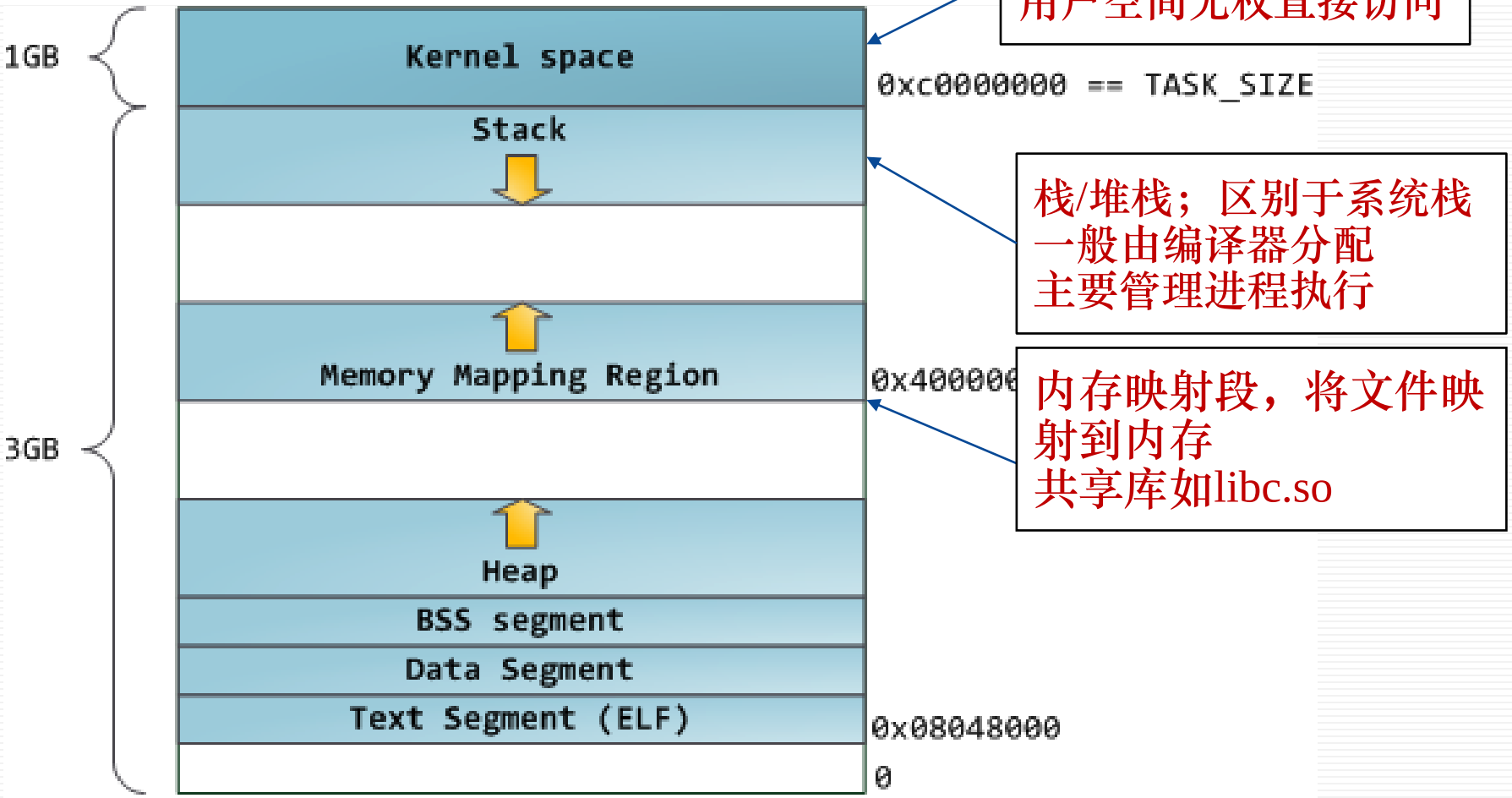
逻辑地址空间布局

- 32位模式下的内存布局



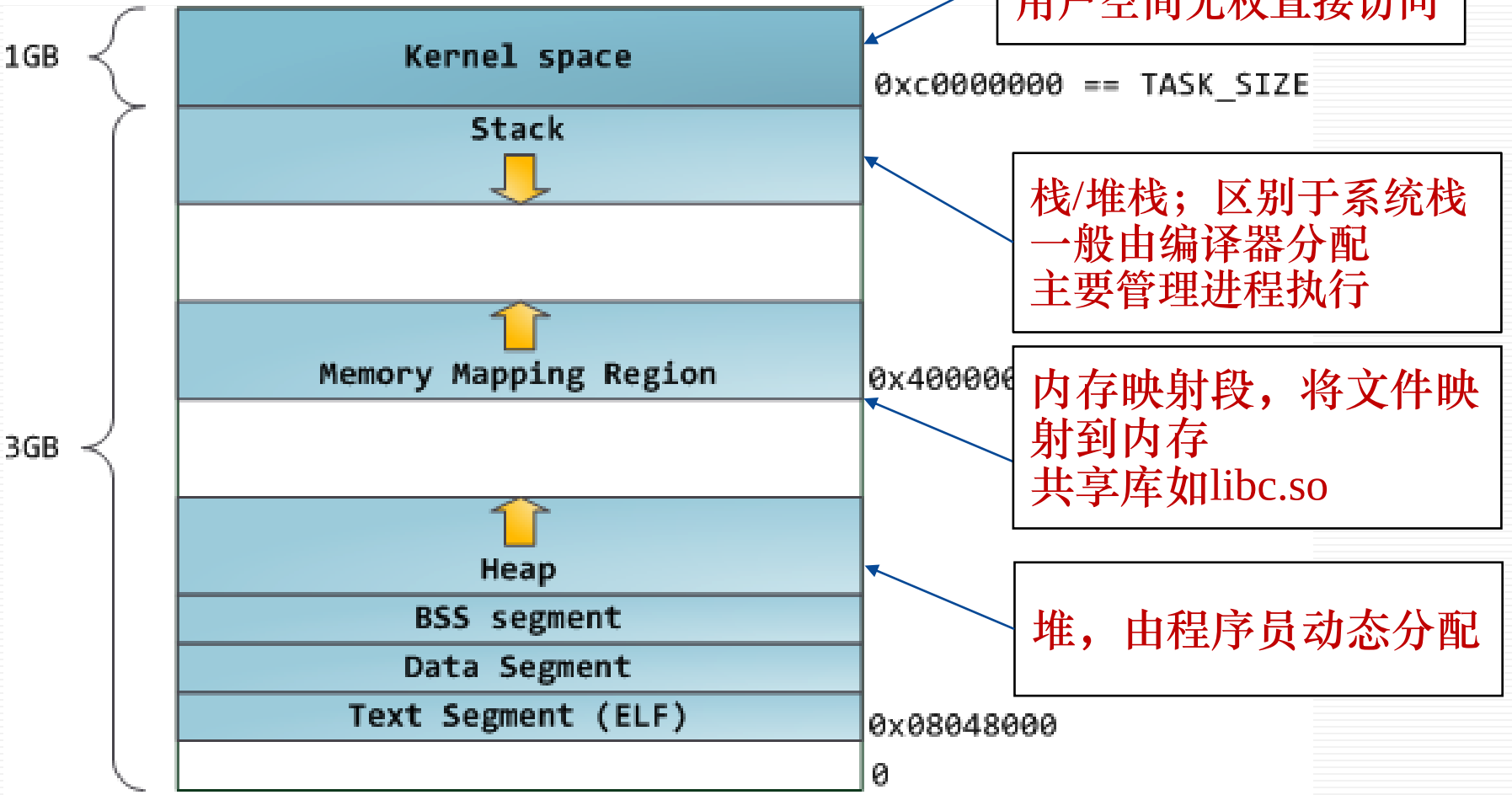
逻辑地址空间布局

- 32位模式下的内存布局



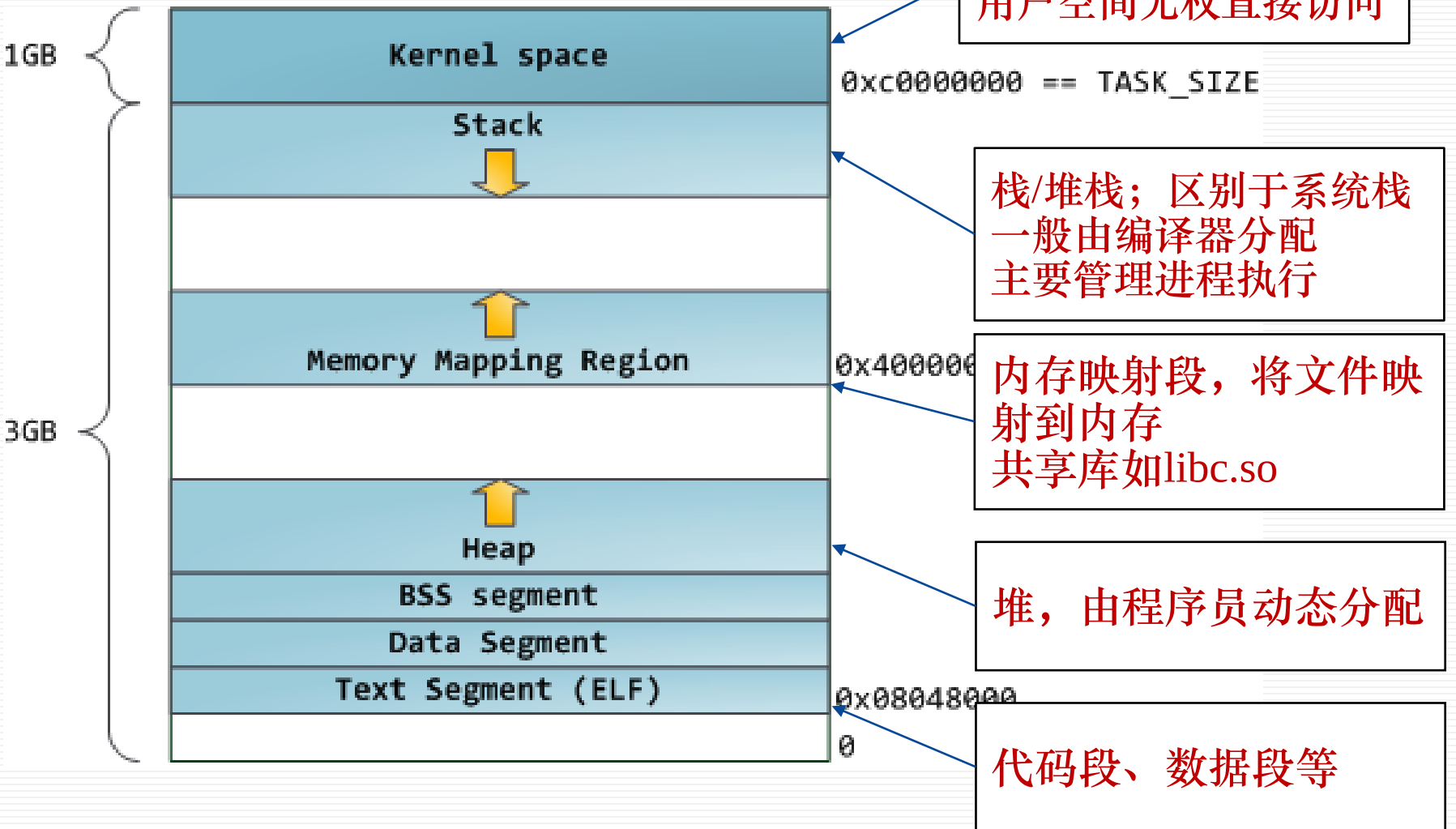
逻辑地址空间布局

- 32位模式下的内存布局



逻辑地址空间布局

- 32位模式下的内存布局



栈和堆

栈

- 利用栈实现函数/过程
  - 遵循call / ret的调用规则
- OS通过给函数分配栈帧(frame)来保存变量或参数
  - 每个函数尤其独立的栈（不考虑编译优化的规则）
  - 后进先出
- 管理清晰

堆

- 用户动态数据的保存
  - malloc / free
  - new / delete
- 用户负责堆块的创建和释放
- OS/内存管理器负责空闲堆的管理
- 数据繁多、管理复杂

堆内存管理

- 堆内存管理算法
  - 不同的操作系统类型
  - 操作系统版本
  - 平台上差异较大

堆内存管理

- 堆内存管理算法
  - 不同的操作系统类型
  - 操作系统版本
  - 平台上差异较大

- 微软没有公开Win堆管理细节
- 堆结构主要由逆向得出
  - Blackhat 2002, Third Generation Exploitation
  - Blackhat 2004, Windows Heap Overflows
    - Win2000下堆的数据结构及管理算法、溢出方法、利用思路

堆内存管理

- 堆内存管理算法
  - 不同的操作系统类型
  - 操作系统版本
  - 平台上差异较大

堆相关WinAPI函数

- HeapCreate　　创建一个新的堆对象
  - 创建一个只有调用进程才能访问的私有堆
  - 此外，进程还有默认堆
- HeapDestroy　　销毁一个堆对象
- HeapAlloc　　在堆中申请内存空间
- HeapFree　　释放申请的内存
- HeapWalk　　枚举堆对象的所有内存块
- GetProcessHeap　　取得进程的默认堆对象
- GetProcessHeaps　　取得进程所有的堆对象

堆内存管理

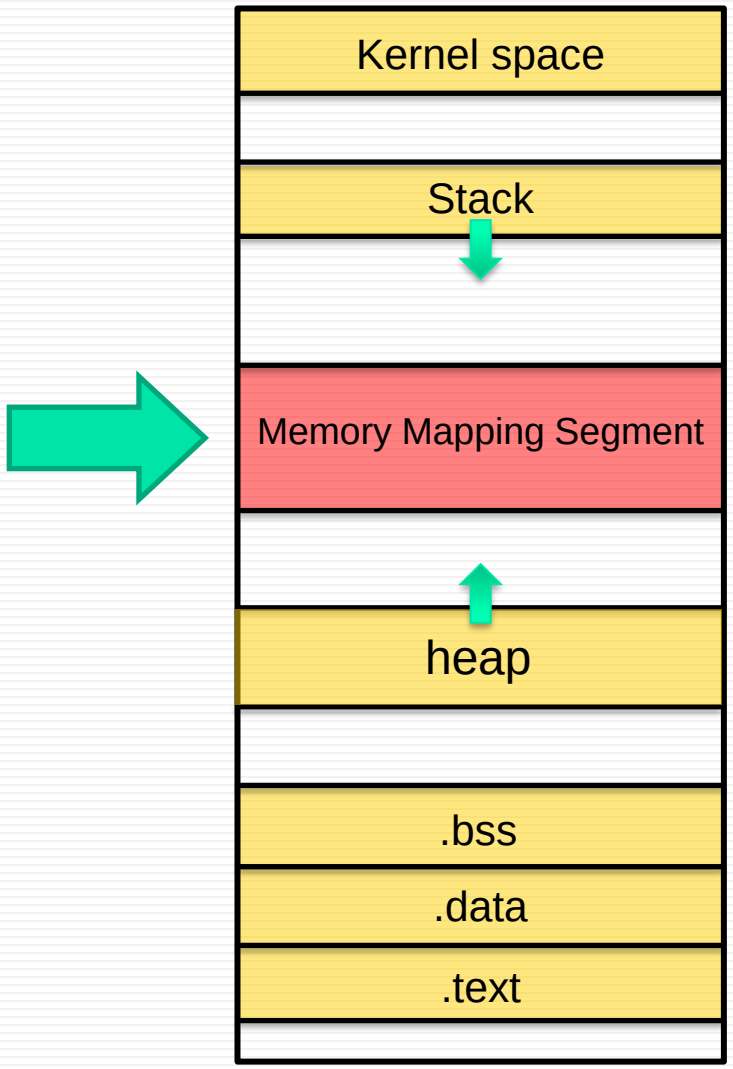
- 常见堆内存管理器
  - dlmalloc
    - 通用堆分配器
  - **ptmalloc2**
    - glibc，衍生自dlmalloc，提供多线程支持
  - jemalloc
    - FireFox
  - tcmalloc
    - google chrome
  - libumem
    - Solaris
  - Windows 10 - segment heap

Linux进程内存管理

- 动态内存分配↔两个系统调用
  - mmap
  - brk

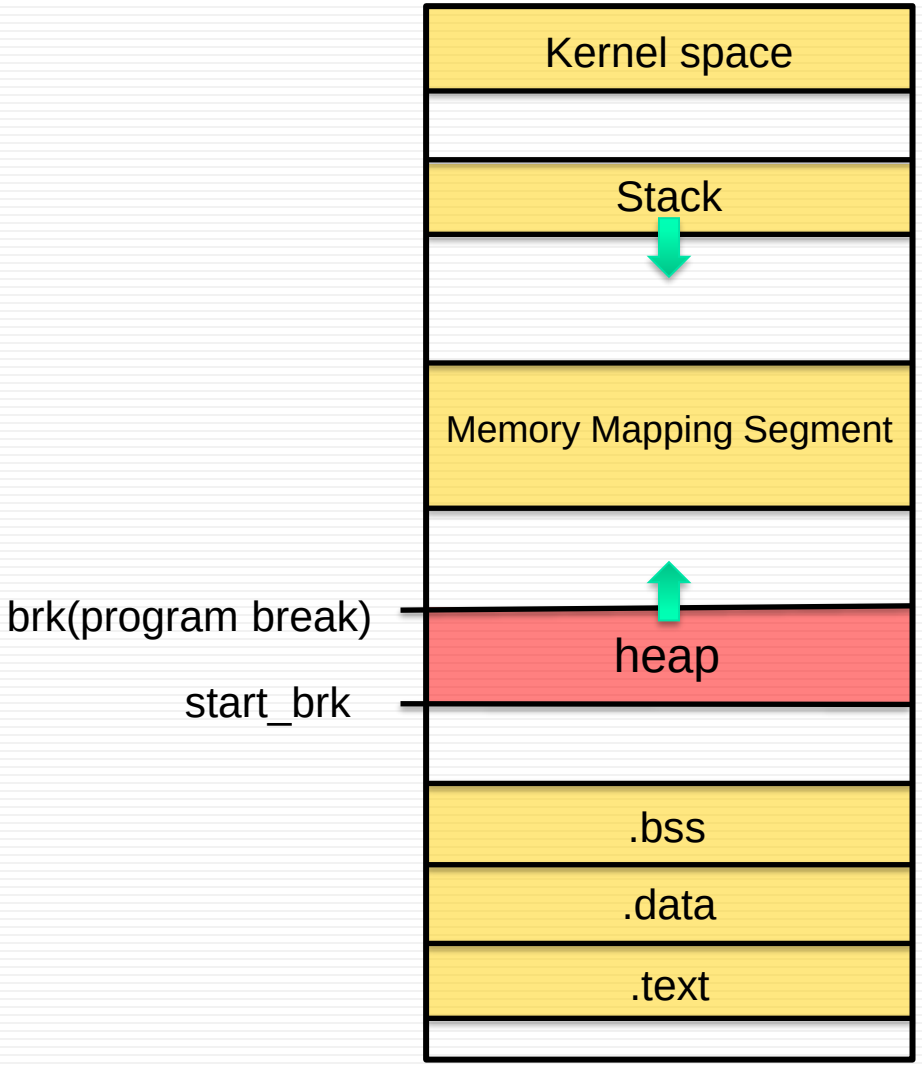
Linux进程内存管理

- mmap
  - 在文件映射区域申请一块虚拟内存
  - 场景：申请大片内存时
    - 阈值由M_MMAP_THRESHOLD控制



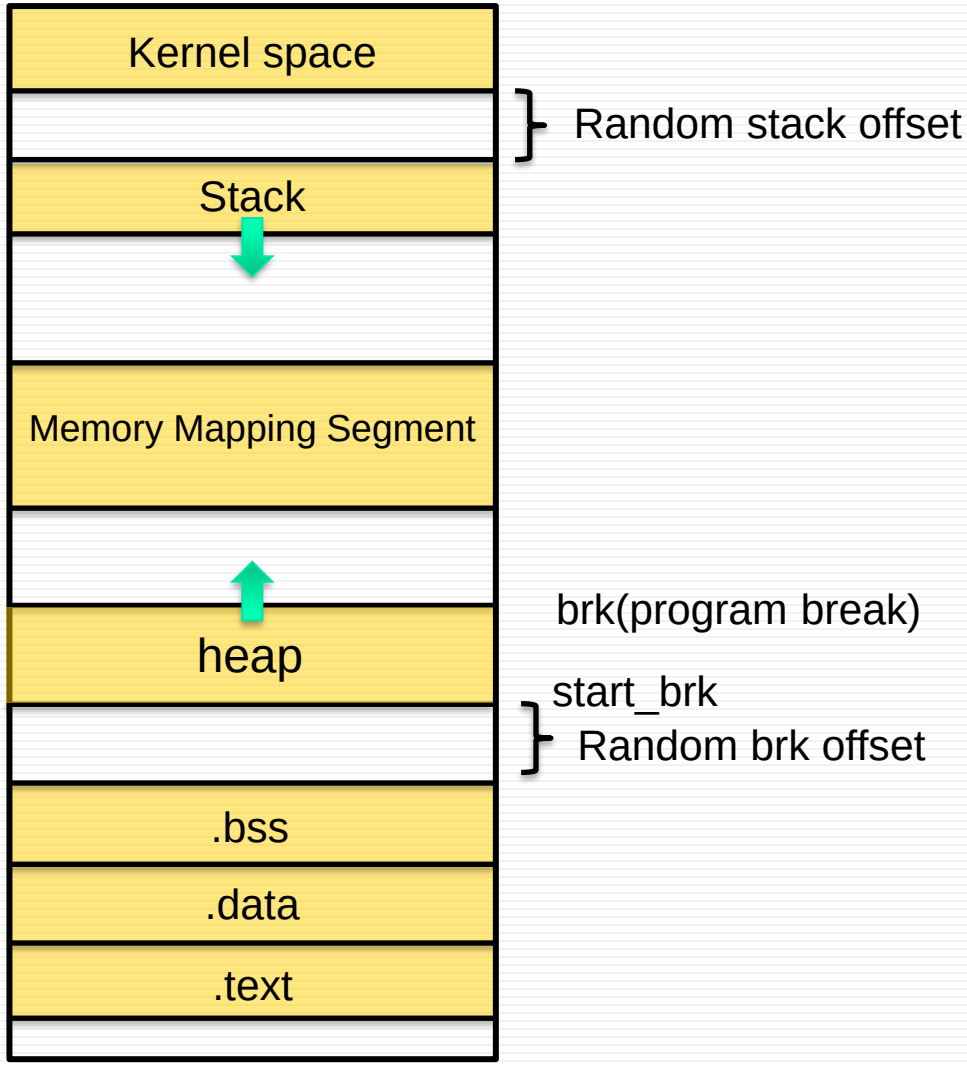
Linux进程内存管理

- brk
  - 堆区管理
  - brk(new_brk)
    - 改变 “program break”
  - sbrk - 库函数
    - sbrk(incr)
    - 通过将brk增加incr来扩展或收缩堆区



Linux进程内存管理

- Linux 进程虚拟内存布局



02

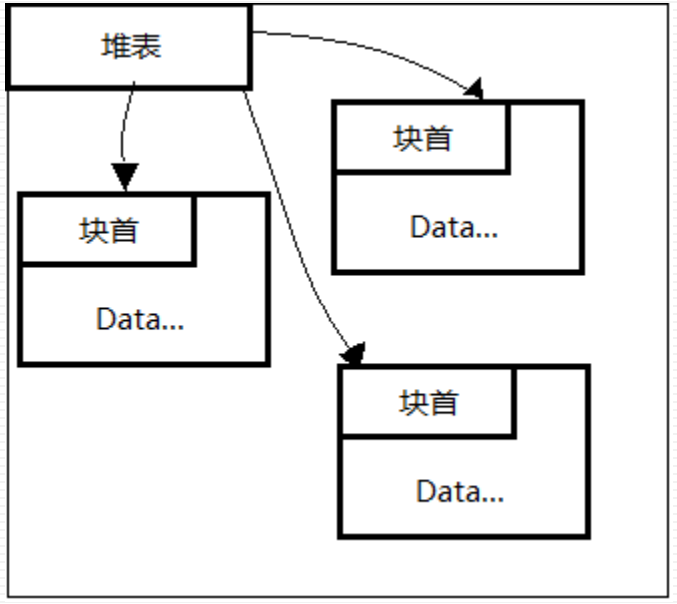
堆的数据结构与管理算法

堆的数据结构与管理算法

- 堆区的数据结构与管理算法在不同的操作系统类型、操作系统的不同版本上差异较大
- 堆实现
  - 关注的是堆区内存的组织和管理方式，特别是**空闲内存块**
  - 提高分配和释放效率
  - 降低碎片化，提高空间利用率

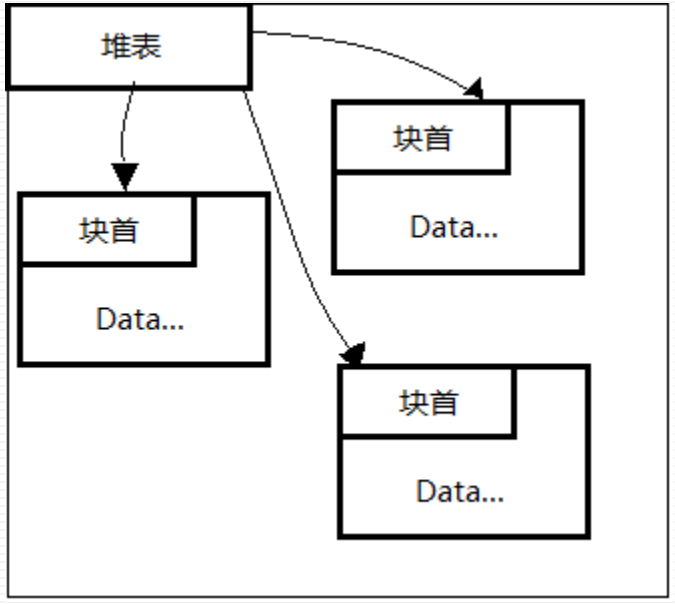
堆的数据结构与管理

- 堆结构：堆表+堆块
  - 堆表
    - 位于堆区起始位置,用于索引堆区中所有堆块的重要信息
    - 堆表的数据结构决定了整个堆区的组织方式
    - 分为两类：快表与空表
  - 堆块
    - 块首+块身
    - 块首：大小、状态
    - 块身：用户数据



堆的数据结构与管理

- 堆结构：堆表+堆块
  - 占用态的堆块由被使用者索引
    - Malloc 后要 free
  - 堆表只索引所有的空闲堆块
    - Free 之后空闲块重新归入堆表



堆的数据结构——堆表

- 堆表有很多种，且随OS/内存管理器的不同而不同
- 常见的堆内存管理
  - FreeList(空表)
  - Lookaside（快表）

两类重要堆表：1）空表

- **空表**
  - 双向链表
  - 有128项，每项标识指定大小的空闲块
  - 空闲块大小=索引项（ID）*8
  - 空表索引：128项的指针数组，包含2个指针
  - Free[0]标识大于1024的堆块升序索引

两类重要堆表：1）空表

- 空闲双向链表

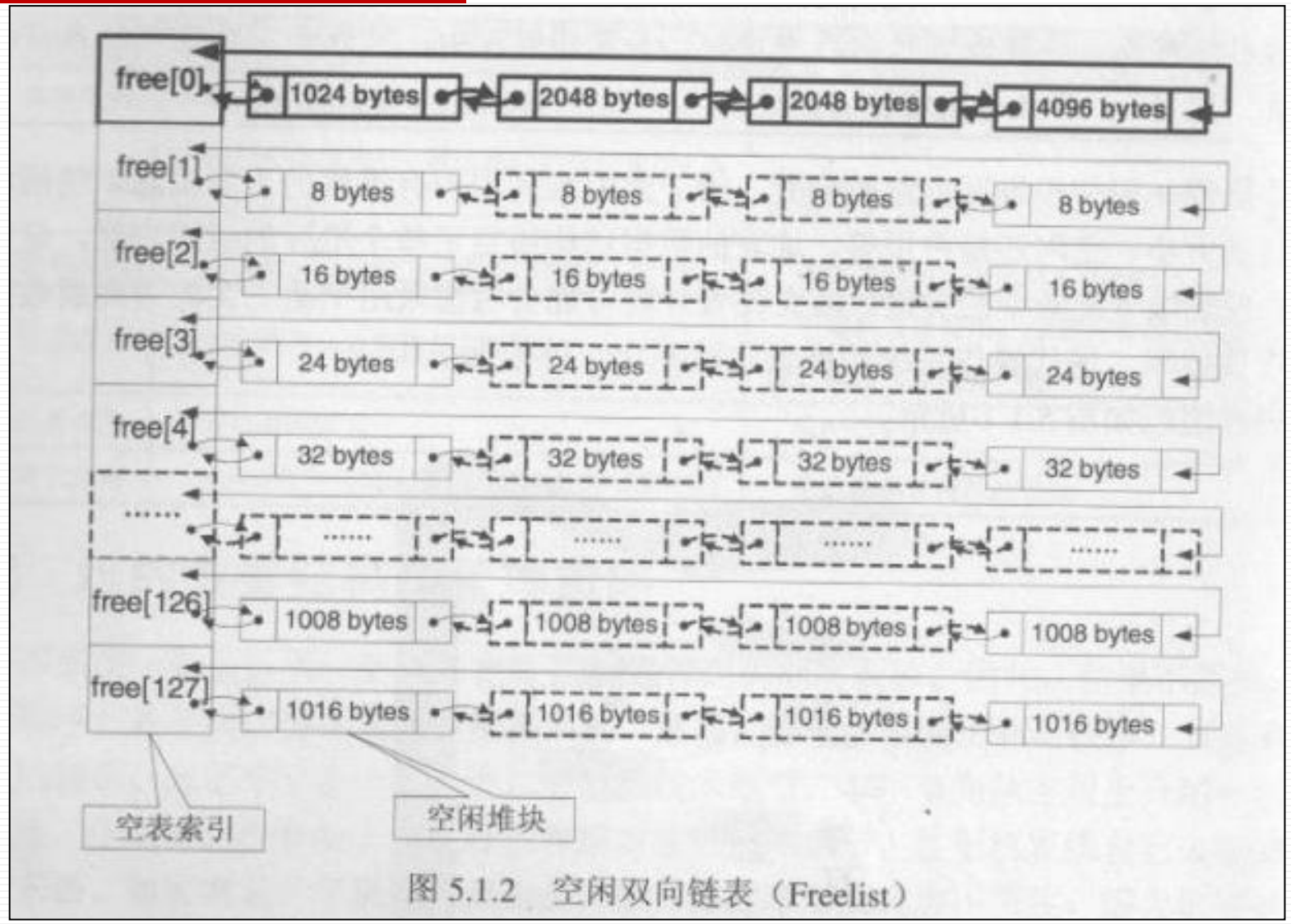


图 5.1.2　空闲双向链表（Freelist）

两类重要堆表：2）快表

- 快表
  - 加速分配
  - 128项
  - 采用单向链表
  - 链中的堆一般不发生合并
  - 每项最多4个节点

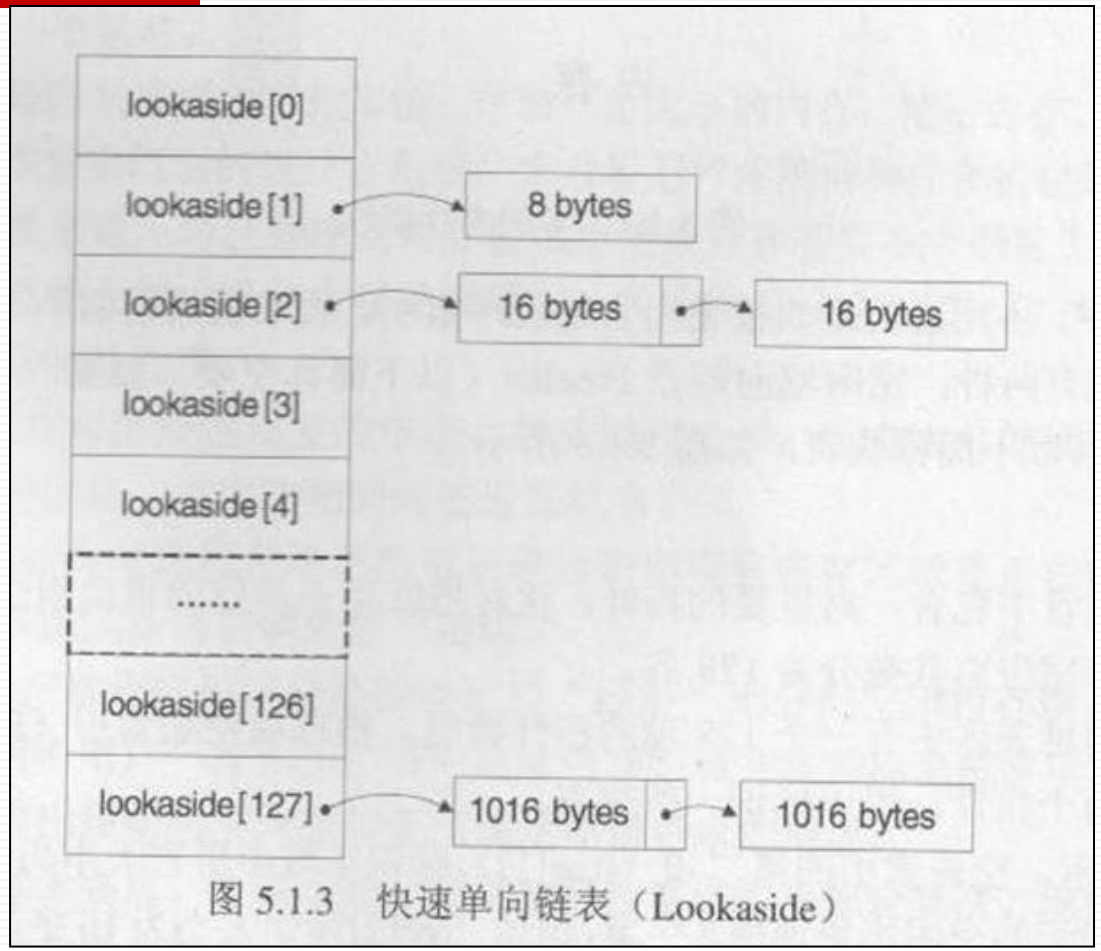


图 5.1.3　快速单向链表（Lookaside）

堆的数据结构——堆块

- 块首
  - 头部几个字节,用来标识自身信息（如大小,空闲还是占有等）
- 块身
  - 数据存储区域，紧跟块首

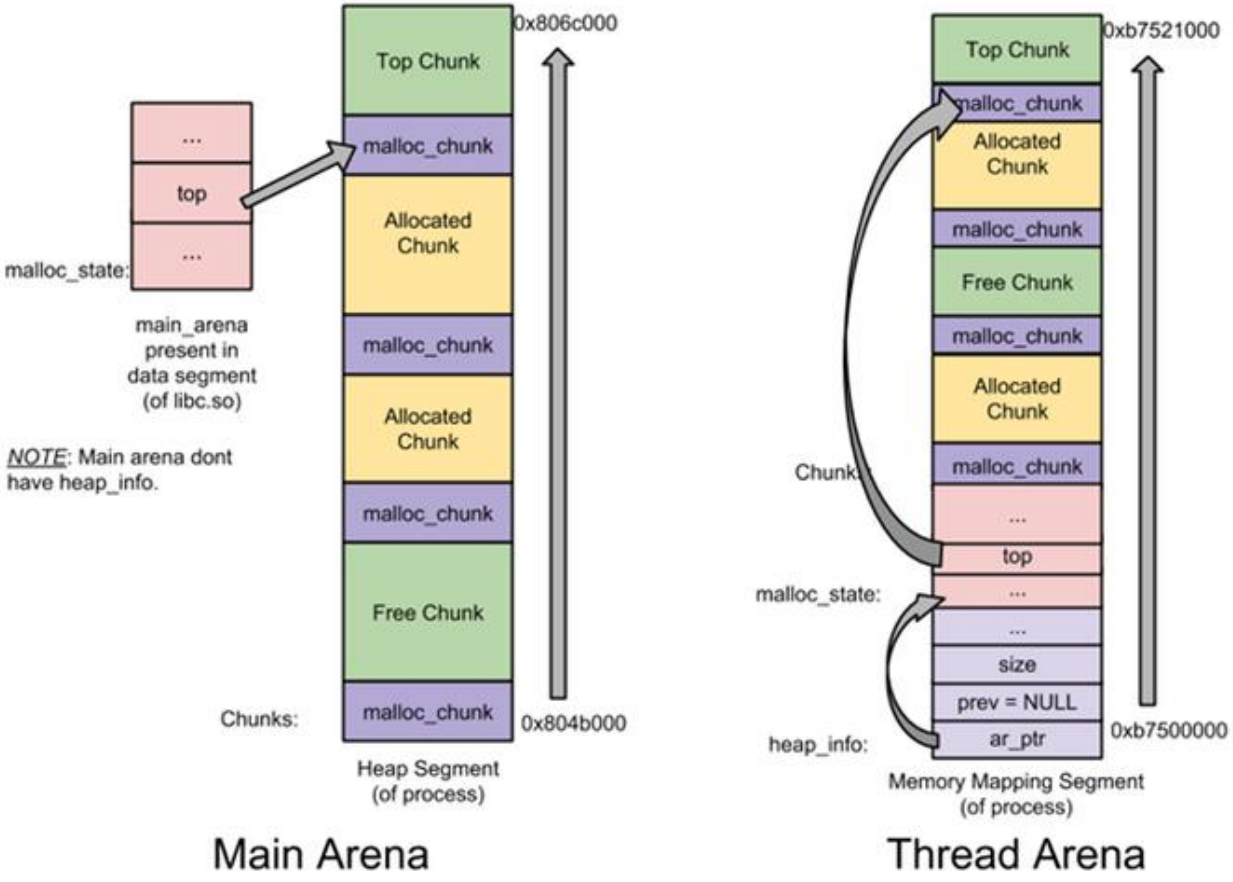
- 堆块的管理
  - 分配
  - 释放：修改状态，链于空表中
  - 合并：相邻的堆块合并，链于空表中

堆数据结构与管理实例——ptmalloc2

- 常见堆内存管理器
  - dlmalloc
    - 通用堆分配器
  - **ptmalloc2**
    - glibc，衍生自dlmalloc，提供多线程支持
  - jemalloc
    - FireFox
  - tcmalloc
    - google chrome
  - libumem
    - Solaris
  - Windows 10 - segment heap

堆的数据结构与管理

- Glibc堆管理实现
  - arena
  - malloc_state
  - chunks
  - bins



堆的数据结构与管理

- arena
  - 指的是堆内存区域本身，而非一个结构
  - 主线程创建的堆叫main_arena
  - 不同线程维护不同的堆，per_thread_arena
  - Arena数量受CPU限制
    - 2*核心数(32位系统)
    - 8*核心数(64位系统)
  - main_arena通过sbrk创建
  - 其他线程的arena通过mmap创建

堆的数据结构与管理

- malloc_state
  - 储存了arena的状态，包括用于管理空闲块的bins链表等

```
struct malloc_state
{
  __libc_lock_define (, mutex); /* Serialize access.  */
  int flags;        /* Flags (formerly in max_fast).  */
  int have_fastchunks;  /* Set if the fastbin chunks contain recently inserted free blocks.  */
  mfastbinptr fastbinsY[NFASTBINS];  /* Fastbins */
  mchunkptr top;  /* Base of the topmost chunk -- not otherwise kept in a bin */
  mchunkptr last_remainder;  /* The remainder from the most recent split of a small request */
  mchunkptr bins[NBINS * 2 - 2];  /* Normal bins packed as described above */
  unsigned int binmap[BINMAPSIZE];  /* Bitmap of bins */
  struct malloc_state *next;  /* Linked list */
  struct malloc_state *next_free; /* Linked list for free arenas. */
  INTERNAL_SIZE_T attached_threads;  /* Number of threads attached to this arena.*/
  INTERNAL_SIZE_T system_mem;  /* Memory allocated from the system in this arena.  */
  INTERNAL_SIZE_T max_system_mem;
};

static struct malloc_state main_arena;  /*global variable in libc.so*/
```

堆的数据结构与管理

- malloc_state
  - fastbinsY： 存放了所有fastbin链的数组;
    - fastbin链：单向链表
  - Top： 存放了当前top chunk位置
  - last_remainder： 指向最后一次分割后的残留部分
  - Bins：记录管理和组织空闲chunk的链表的数组
    - 空闲chunk链：双向链表
  - binmap
    - 记录每个bin是否为空

堆的数据结构与管理

- chunks
  - 堆内存块遵循的结构，其定义位于malloc.c

```
/*
  This struct declaration is misleading (but accurate and necessary).
  It declares a "view" into memory allowing access to necessary
  fields at known offsets from a given base. See explanation below.
*/
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;
};
```

堆的数据结构与管理

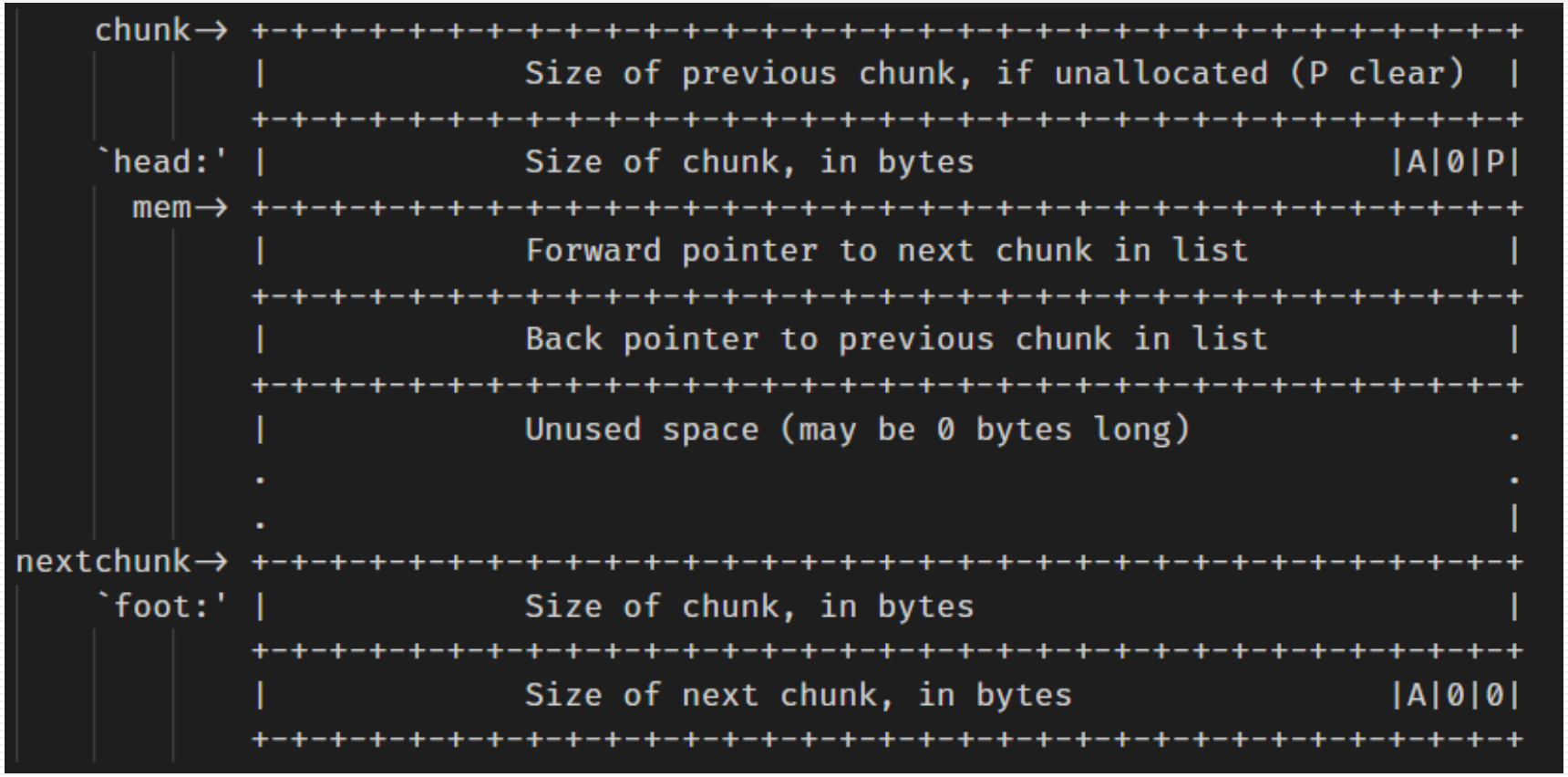
- **chunks**
- glibc malloc将整个堆内存空间分成了连续的、大小不一的chunk
- 对于堆内存管理而言，chunk就是最小操作单位
- Chunk总共分为4类
  - 1)allocated chunk;
  - 2)free chunk;
  - 3)top chunk;
  - 4)Last remainder chunk
- 所有类型的chunk都是内存中一块连续的区域

堆的数据结构与管理

- chunks
  - prev_size
    - 如果前一个chunk(指内存空间上的，而非链表上的)为空闲的话，用来表示其大小；否则可用作用户数据使用
  - size
    - 表示当前chunk的大小，后三位为**标志位(P M A)**
  - fd与bk
    - 与其他chunk相连，形成双向链表
  - fd_nextsize与bk_nextsize
    - 主要是用于大的内存块

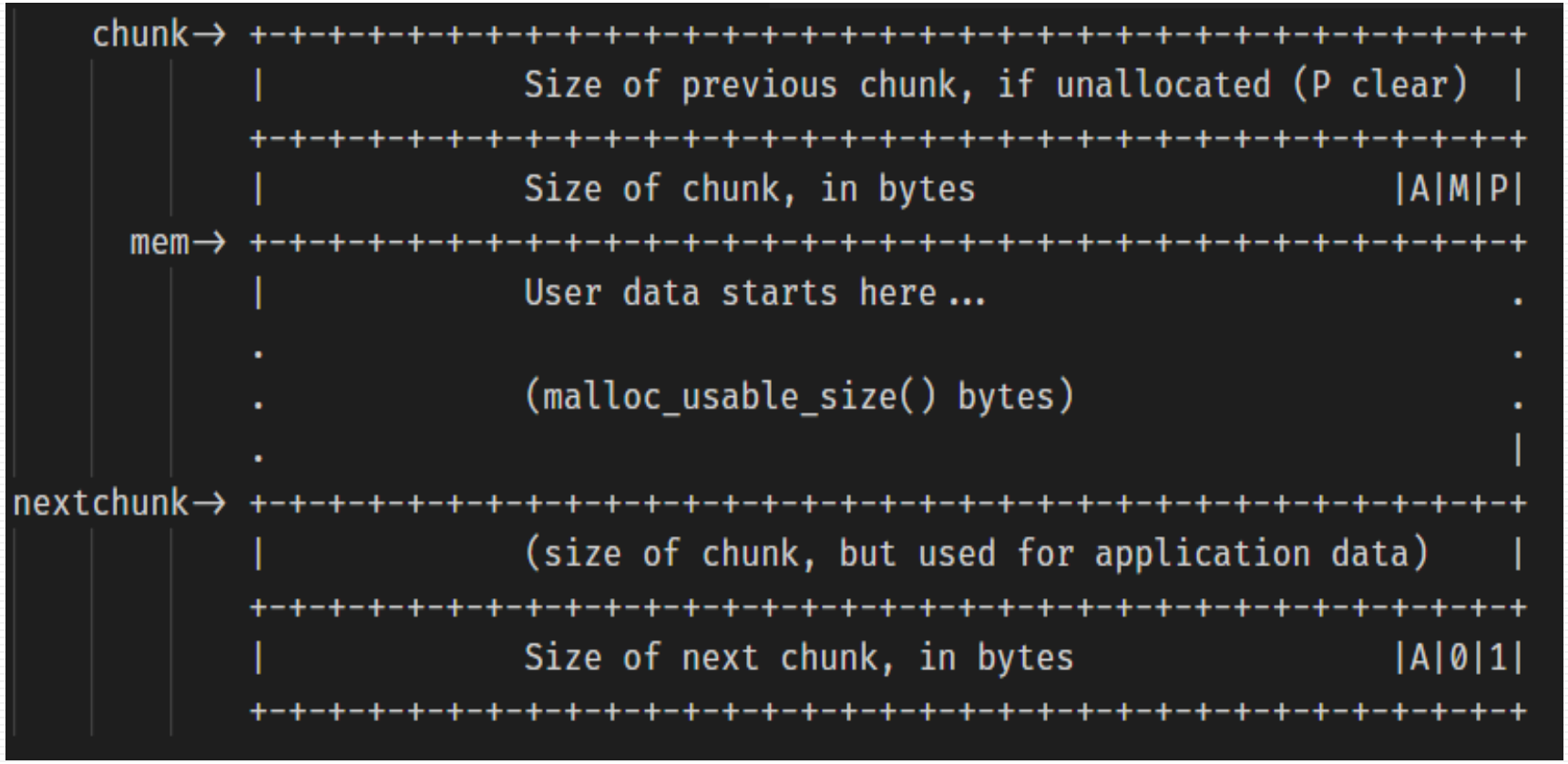
堆的数据结构与管理

- 空闲chunks



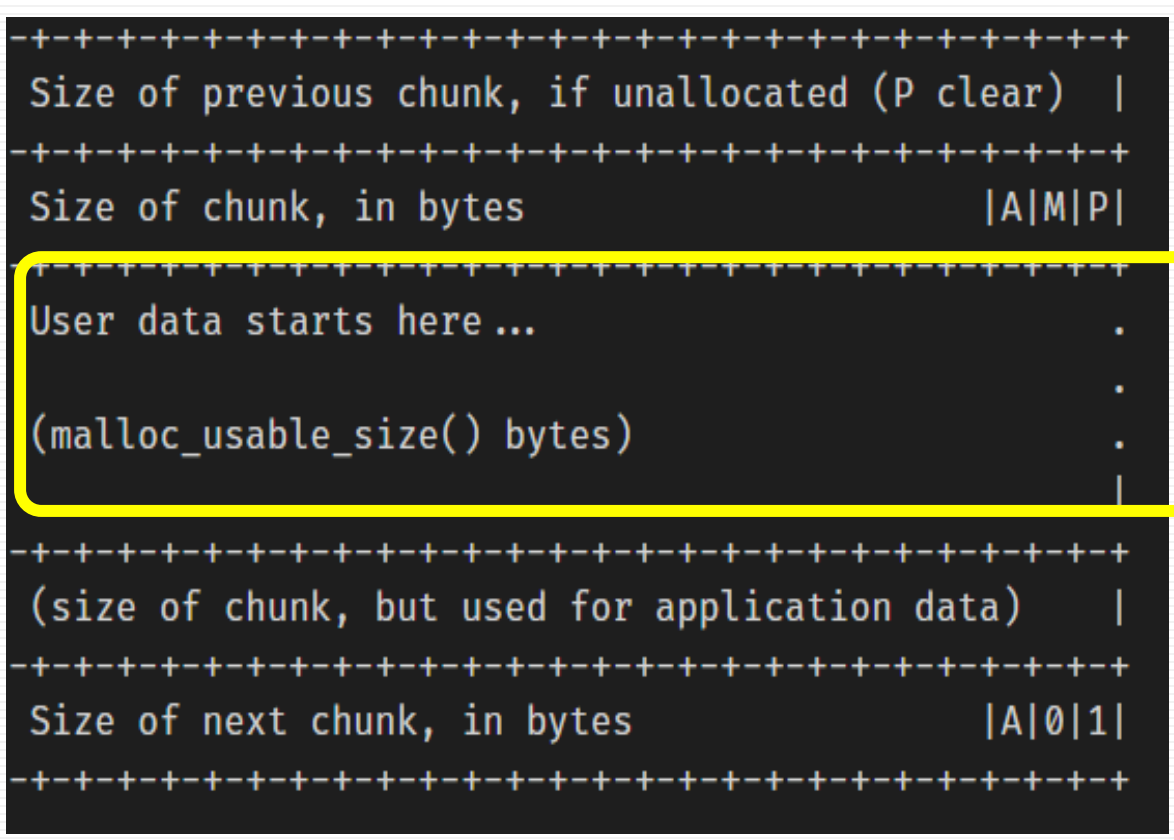
堆的数据结构与管理

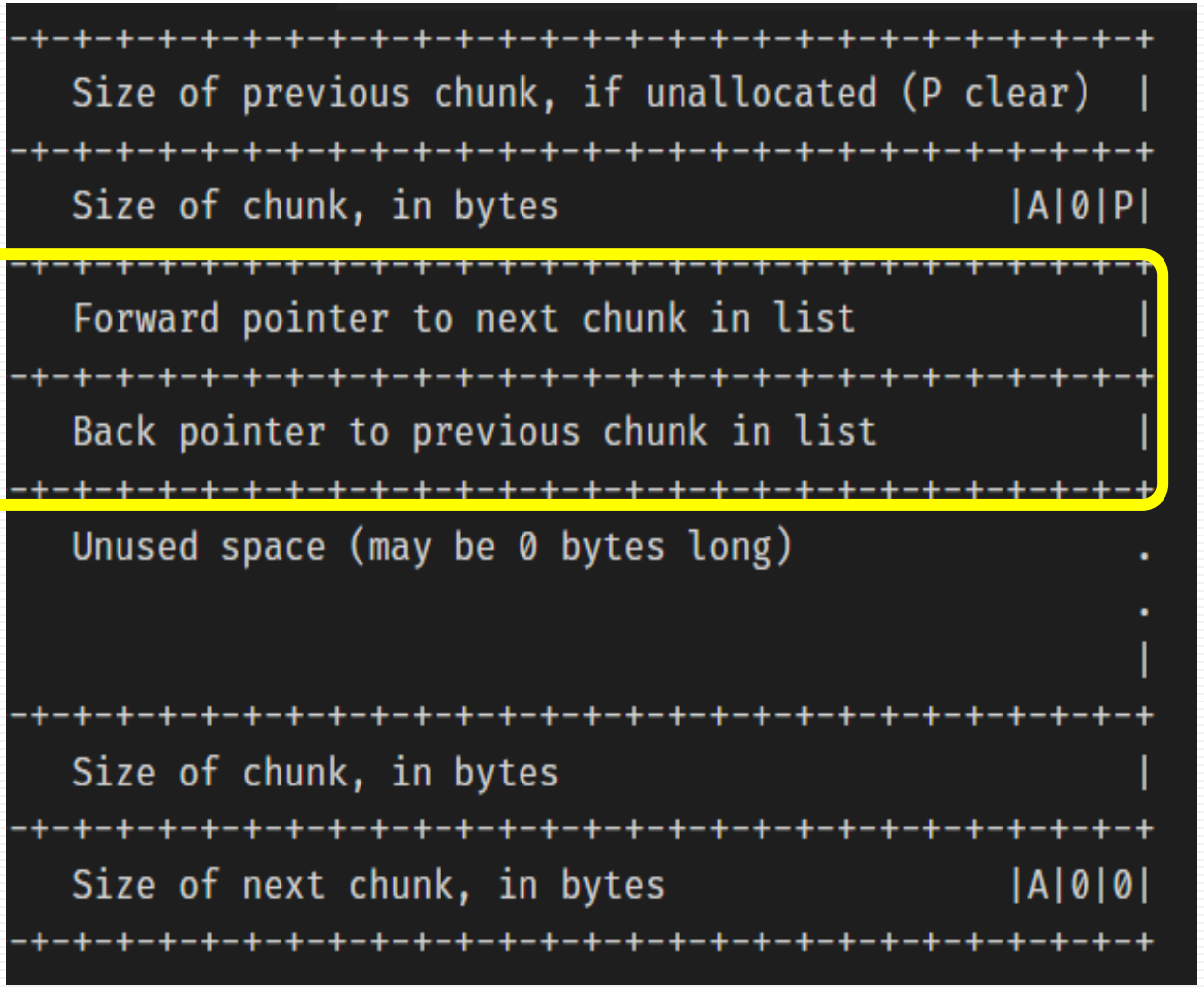
- **已分配**chunks



堆的数据结构与管理

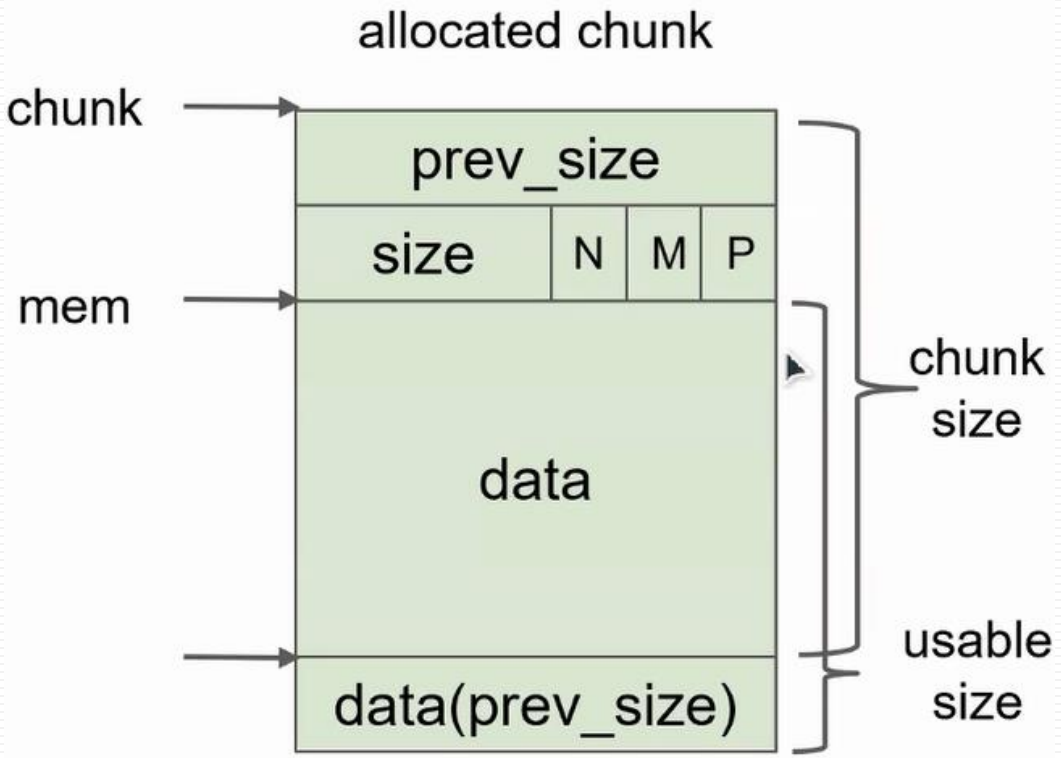
- 字段复用





堆的数据结构与管理

- malloc参数与分配的chunk大小
  - 返回的chunk只需要保证可用大小大于等于用户申请
  - chunk对齐
    - 8字节(x86 32位平台)
    - 16字节(x64平台)



堆的数据结构与管理

- Bins：用来管理和组织空闲内存块的链表结构
  - 根据大小和管理方式，分为
    - fast bin：用于管理小的chunk
    - small bin：用于管理中等大小的chunk
    - large bin：用于管理较大的chunk
    - unsorted bin：用于存放未被整理的chunk(垃圾回收)
  - fast bin以fastbinY存放在malloc_state中
  - 其他bins以bins数组存放在malloc_state中

```
#define NBINS             128 /*bin的总数 实际是127  unsorted bin(1)+smallbin(62)+largebin(63)+1 */
struct malloc_state{
  ...
  mfastbinptr fastbinsY[NFASTBINS];/*Fastbins */
  ...
  /* Normal bins packed as described above */
  mchunkptr bins[NBINS * 2 - 2];/* Normal bins packed as described above,unsorted bin small bin large bin */
  ...
}
```

堆的数据结构与管理

- fastbin
  - 大小：16~64字节(32位系统)；32~128(64位系统)
  - fastbins为了速度而产生(后面还有了tcache)，在设计上和其他的bins是不同的
    - fastbin中的chunk以单链表的形式构成chunk链
    - 对每个fastbin的链，其中的chunk大小相同
    - fastbin采用后进先出(后释放的会被先申请)
    - 由于是单链表，fastbin的bk指针并无作用，只会用到fd指针
    - fastbin中的chunk的prev_inuse一直处于set状态，保证他们不会与相邻的空闲chunk合并
  - malloc_state中fastbinsY数组存放的就是每个fastbin链的头指针

堆的数据结构与管理

- fastbin内存结构示例

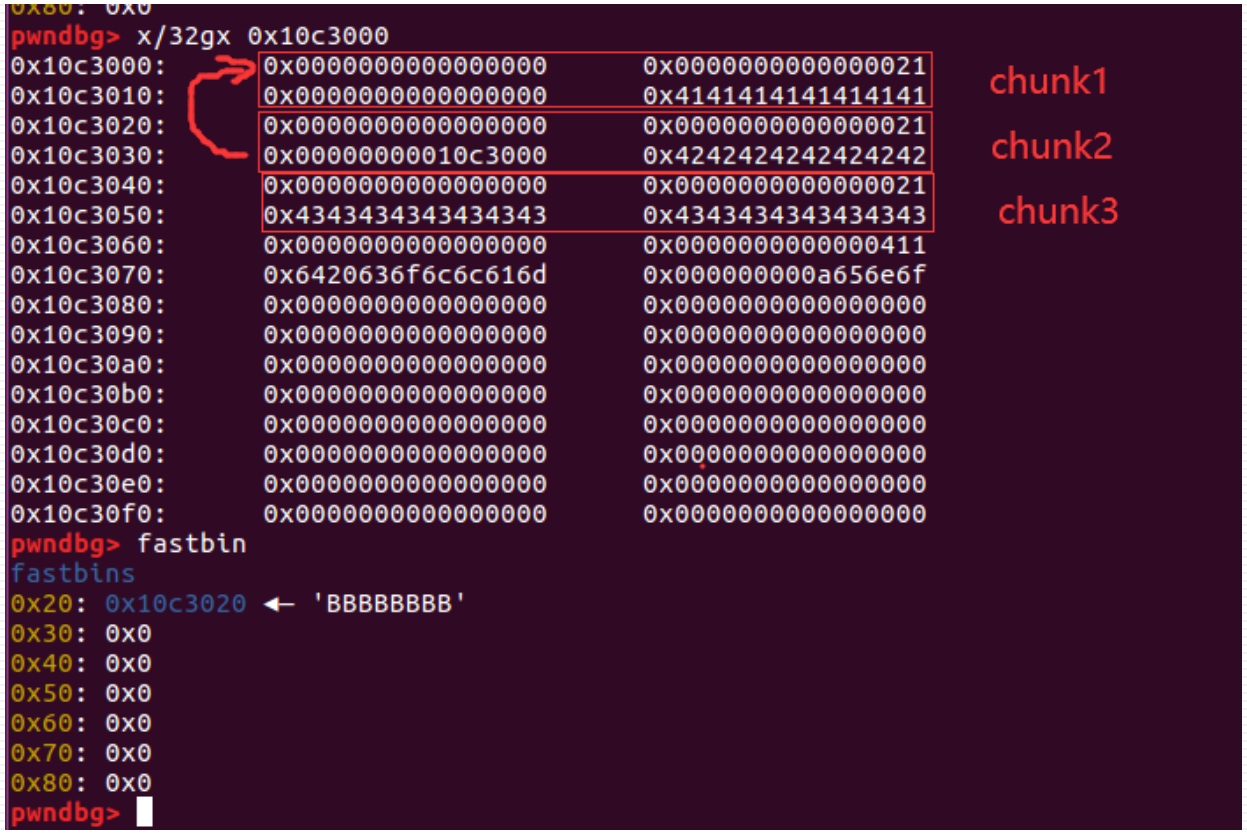
```
pwndbg> x/50gx 0x10c3000
0x10c3000:      0x0000000000000000      0x0000000000000021
0x10c3010:      0x4141414141414141      0x4141414141414141
0x10c3020:      0x0000000000000000      0x0000000000000021
0x10c3030:      0x4242424242424242      0x4242424242424242
0x10c3040:      0x0000000000000000      0x0000000000000021
0x10c3050:      0x4343434343434343      0x4343434343434343
0x10c3060:      0x0000000000000000      0x0000000000020fa1
0x10c3070:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3080:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3090:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c30a0:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c30b0:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c30c0:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c30d0:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c30e0:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c30f0:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3100:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3110:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3120:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3130:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3140:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3150:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3160:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3170:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x10c3180:      0x0000000000000000      0x0000000000000000
pwndbg>
```

```
#include <stdio.h>
int main(){

    char *p1 = malloc(0x10);
    memset(p1,0x41,0x10);
    char *p2 = malloc(0x10);
    memset(p2,0x42,0x10);
    char *p3 = malloc(0x10);
    memset(p3,0x43,0x10);
    printf("malloc done\n");
    free(p1);
    free(p2);
    printf("free done\n");
    return 0;
}
```

堆的数据结构与管理

- fastbin内存结构示例




```
#include <stdio.h>
int main(){

    char *p1 = malloc(0x10);
    memset(p1,0x41,0x10);
    char *p2 = malloc(0x10);
    memset(p2,0x42,0x10);
    char *p3 = malloc(0x10);
    memset(p3,0x43,0x10);
    printf("malloc done\n");
    free(p1);
    free(p2);
    printf("free done\n");
    return 0;
}
```

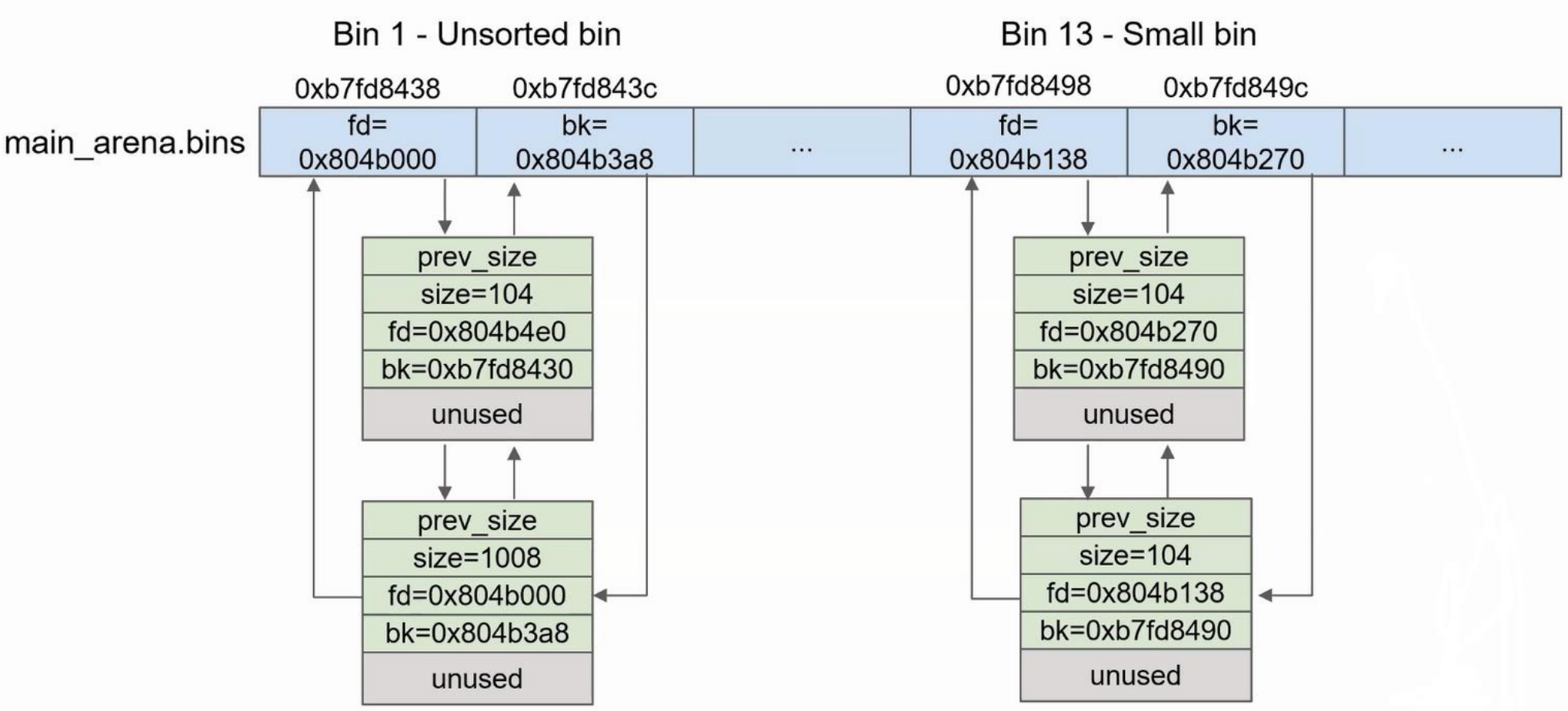
堆的数据结构与管理

- 其他bins
  - small bin/large bin/unsorted bin
  - 与fastbin的实现不同，每个bin都是一个双向链表
  - chunk链表的头指针和尾指针存放在bins数组中
  - 如下图，申请了254个指针存放这些bins，每一组指针(例如bin[2]bin[3]存放一个双链表的头和尾指针)

```
#define NBINS             128 /*bin的总数 实际是127  unsorted bin(1)+smallbin(62)+largebin(63)+1 */
struct malloc_state{
  ...
  /* Normal bins packed as described above */
  mchunkptr bins[NBINS * 2 - 2];/* Normal bins packed as described above,unsorted bin small bin large bin */
  ...
}
```

堆的数据结构与管理

- bins结构示意图



03

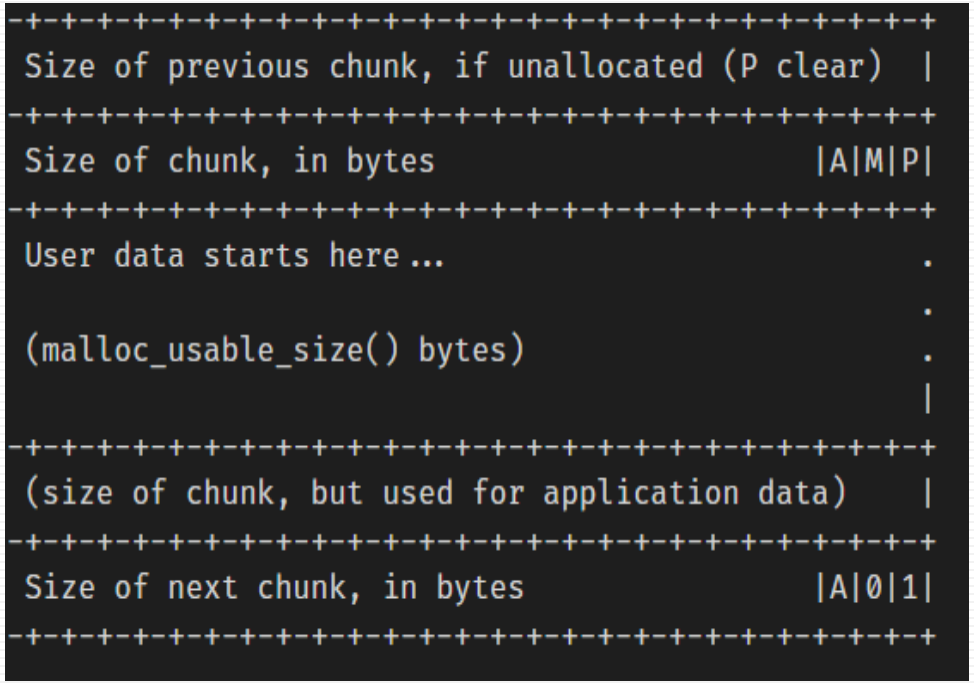
堆漏洞

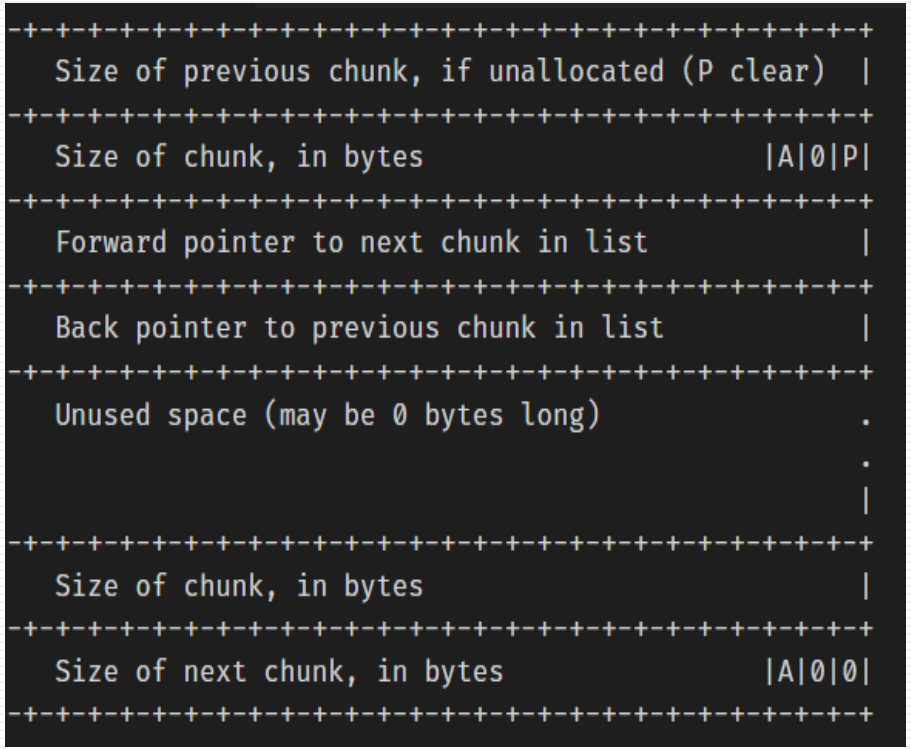
堆漏洞

- 与堆利用相关的堆漏洞
  - 溢出
    - 溢出多个字节
    - off-by-one
  - 时序类漏洞
    - Use After Free
    - Double free

堆漏洞

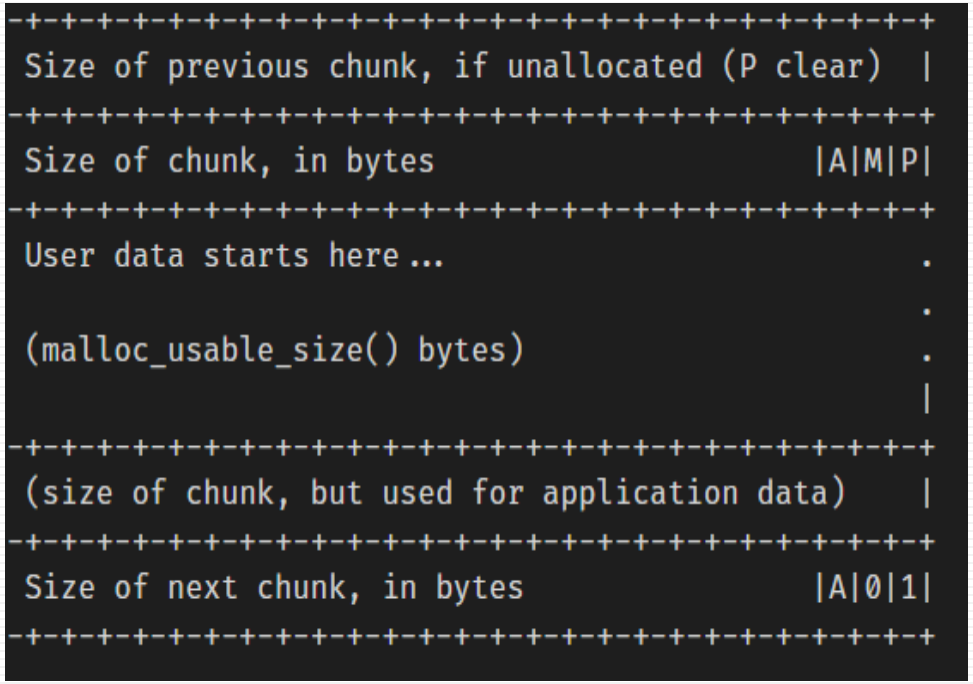
- 堆溢出
  - 内存移动/复制导致的溢出
  - 溢出后的影响





堆漏洞

- heap based off-by-one
  - off-by-one指的就是溢出一个字节的漏洞
    - 循环边界次数错误
    - 字符串拷贝溢出结束符\x00，也称为NULL off-by-one
      - strlen计算字符串长度，后strcpy复制字符串
      - 前者不计算\x00，后者会拷贝到\x00，造成1个字节的溢出
  - off-by-one容易导致下一个chunk其size的最后一个字节被覆盖掉，而由前面可知，size最后一个字节中存在prev_inuse标识位标识了上一个chunk的使用状态



堆漏洞

- Use After Free
  - 一个内存块被释放后又再次被使用
  - 内存free后主要有两种情况
    - free后并将指针置为NULL，这就是正确的free操作
    - free后未将指针置为NULL，也就是dangling pointer
      - 在下一次使用前并没有再修改这个内存块，这种一般也能正常运行
      - 在下一次使用前修改了这个内存块，当再次使用时就会出现问题
  - UAF只是提供了去写入一个被free的chunk的内容的能力，需要配合堆利用手法
    - 比如利用UAF去修改chunk的fd和bk进行unlink

堆漏洞

- Double Free
  - 一个内存块被释放后又再次被释放
  - Double free 的影响
    - Free操作会影响链表结构
    - Free 后会把当前堆块加入到相应的链表
      - Fastbin 单向链表
      - 其它bins 双向链表
    - Fastbin double free 利用

04

堆漏洞利用

从栈利用到堆利用

- 栈溢出利用：重写关键数据结构
  - 返回地址
  - 函数指针（SEH/GOT）
  - EBP
  - 任意地址写
- 堆溢出利用：重写关键数据结构
  - 各种各种的指针
  - 任意地址写？

3.堆溢出

- 堆溢出就是寻找内存写的机会
  - ptr = malloc（）；*prt = write
  - free();
  - free(); new(); write; use_after_free();
  - free(ptr1); free(ptr2); **free(ptr1)**; double_free

3.堆溢出

- “DWORD SHOOT” 把任意数据写入任意地址
  - 栈中函数返回地址
  - 栈帧中的SEH
  - 函数调用（指针）地址

- 精髓
  - 用精心构造的数据去溢出下一个堆块的块首
  - 改写块首中的前向指针（fd）与后向指针（bk）

堆管理的双链表操作

- 双链表中的节点删除如何操作

```
Remove（ListNode *node）
 {
     node-> bk > fd = node-> fd;（1）
     node-> fd > bk = node-> fd;
 }
```

  - 控制（1）
    - node-> bk 任意内存地址
    - node-> fd 任意数据
  - 或者 控制（2）
    - node-> bk 任意数据
    - node-> fd 任意内存地址

3.堆溢出

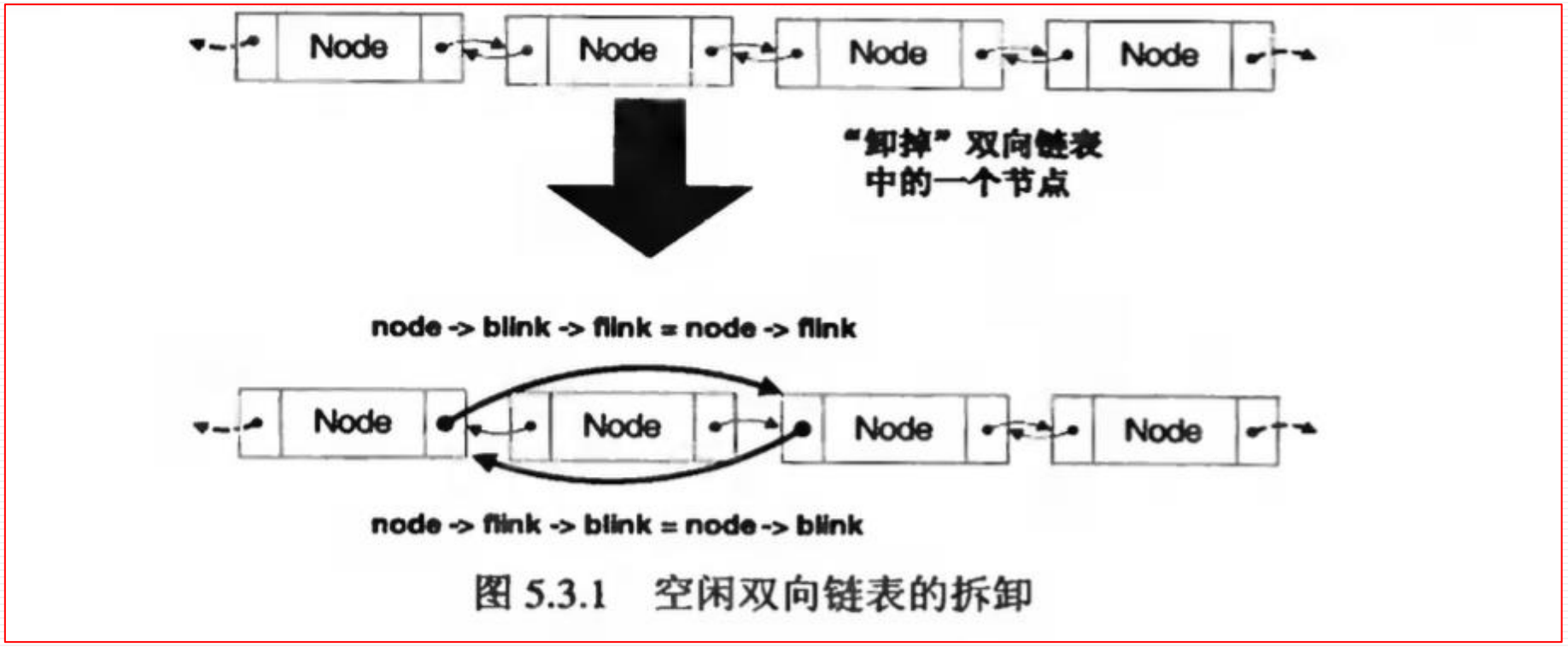
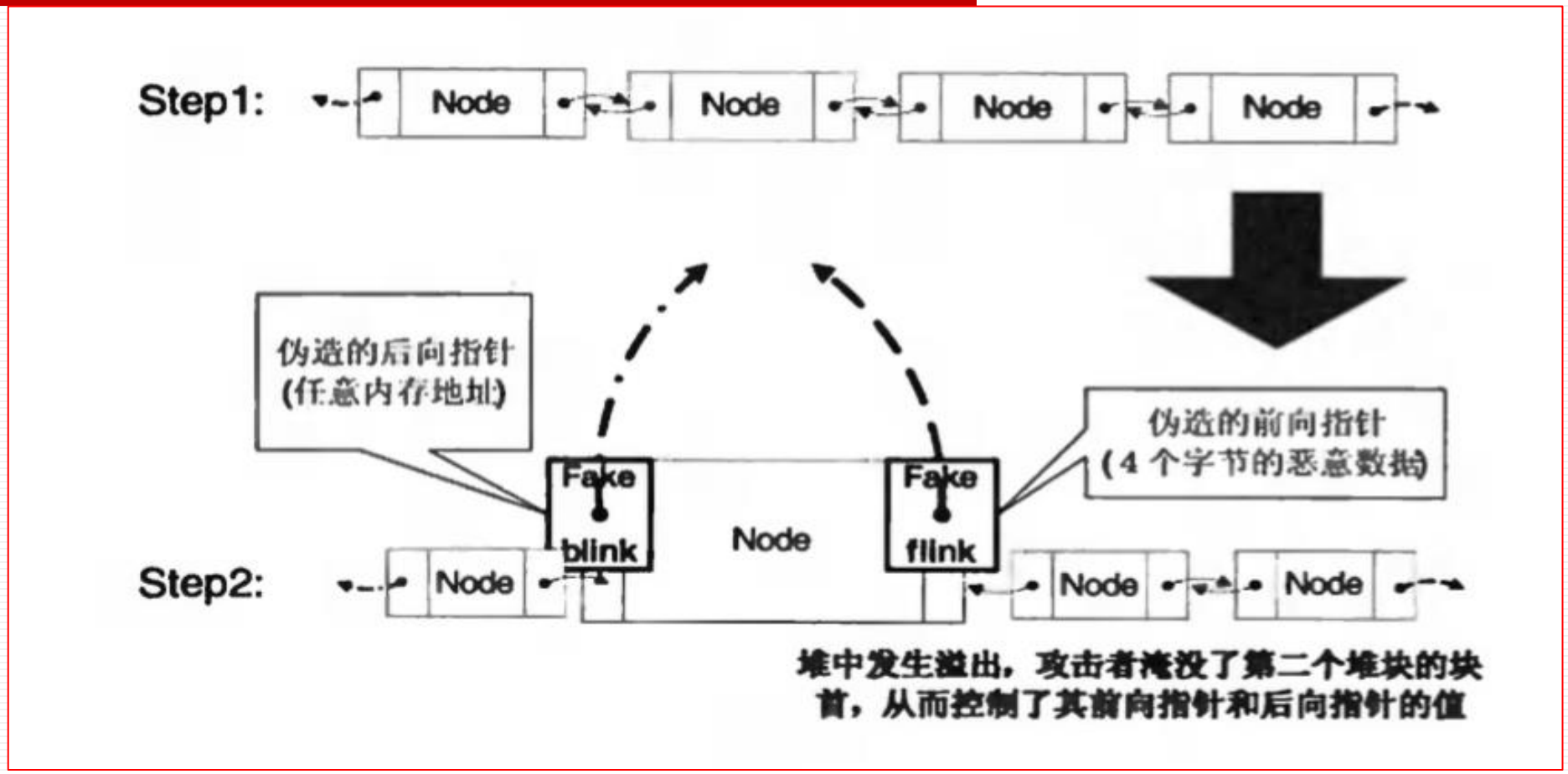


图 5.3.1　空闲双向链表的拆卸

参考文献：0day安全-王清

3.堆溢出



参考文献：0day安全-王清

3.堆溢出

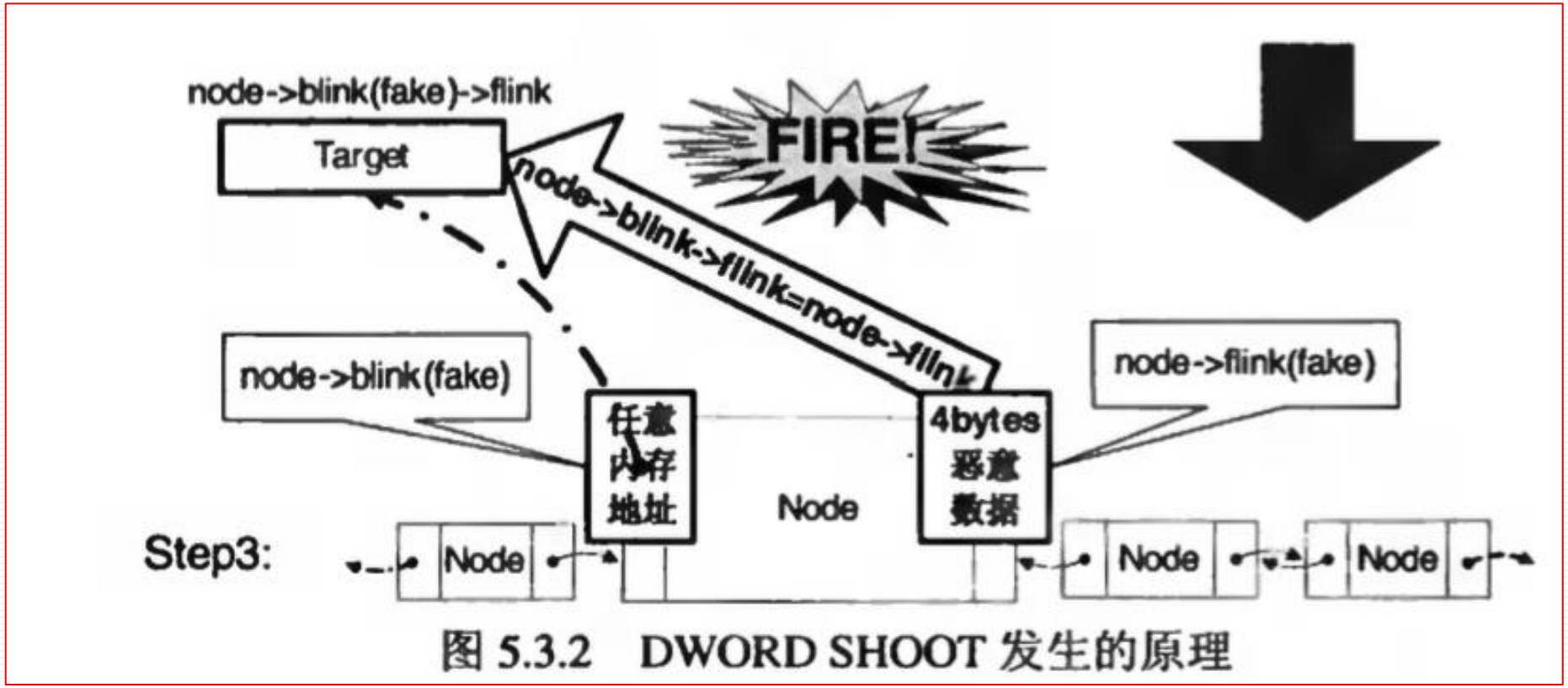


图 5.3.2 DWORD SHOOT 发生的原理

参考文献：0day安全-王清

堆漏洞利用

- 旧unlink
  - 如果利用chunk1的溢出覆盖chunk2的fd 和bk字段，而free掉chunk1的时候由于chunk2空闲，所以会将chunk2进行unlink，然后与chunk1合并，但是这时候chunk2的fd和bk已经被修改了
  - 假设fd被修改为target_addr，bk被修改为target_value， 根据unlink操作

```
FD = p→fd; //→ target_addr
BK = p→bk; //→ target_value
FD→bk = BK;//→以target_addr作为chunk的bk偏移处内存
           //被修改为target_value(任意地址读写)
BK→fd = FD;//→ 以target_value作为chunk的fd偏移处内存被修改为target_addr
           //当然还需要保证target_value这个地方可写
```

堆漏洞利用

- 新的unlink
  - 在修复后的unlink版本中加入了验证
    - 判断了下一个chunk的bk指针是否指向当前的chunk
      - fd_chunk-> bk == chunk
    - 判断了上一个chunk的fd指针是否指向当前chunk
      - bk_chunk->fd == chunk
    - 假设是64位系统,就是
      - *(fd_chunk+0x18) == chunk
      - *(bk_chunk +0x10) == chunk
  - 效果：使指向chunk 的指针 ptr 变为 ptr - 0x18

堆漏洞利用

- 堆利用方法
  - fastbin attack
  - Chunk Extend and Overlapping
  - Unlink
  - Unsorted Bin Attack等

堆漏洞利用

- Fastbin attack
  - 包含所有基于fastbin机制的漏洞利用方式。
  - 一般通过堆溢出或者UAF等控制chunk内容的漏洞实现对fastbin类型的chunk的修改以进行攻击。
  - 主要有下面几种
    - Fastbin Double Free
    - House Of Spirit
    - Arbitrary Alloc

堆漏洞利用

- Fastbin Double Free
  - 利用了fastbinfree时的漏洞
    - fast chunk在free时仅验证了当前chunk是否与对应chunk链头部相同，而并未对该chunk链上的每一个chunk作验证

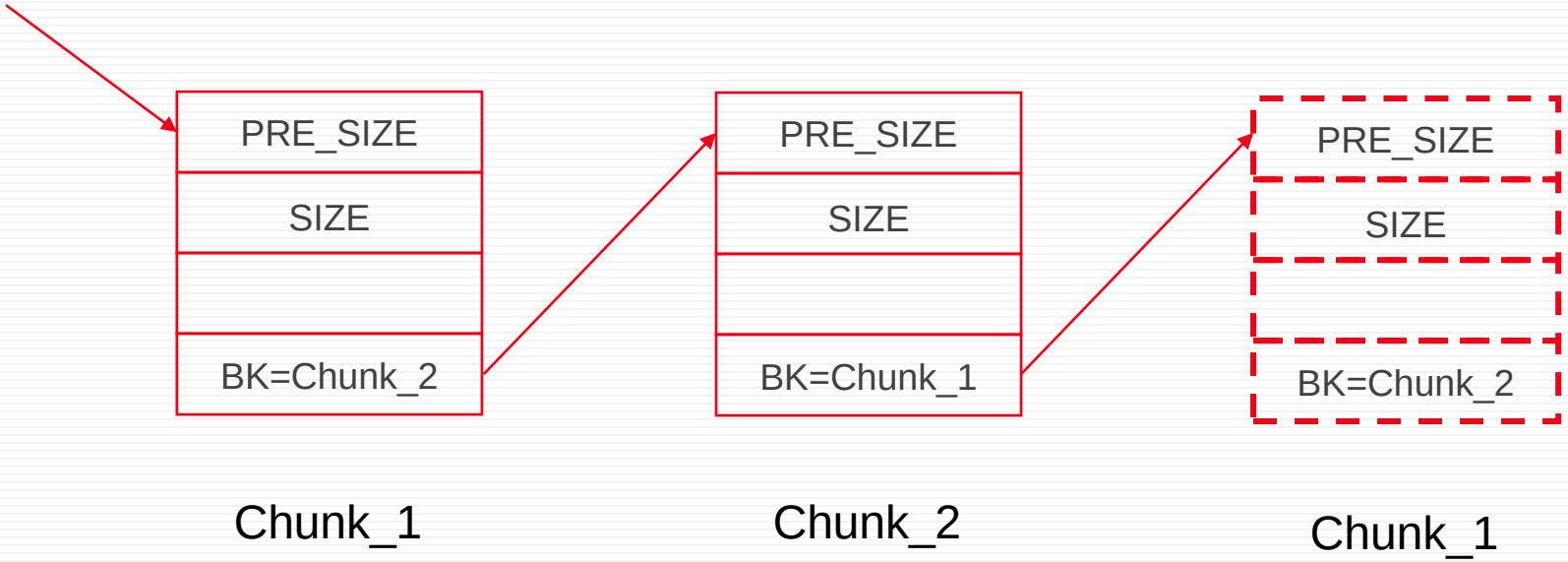
```
if (__builtin_expect (old == p, 0))
    malloc_printerr ("double free or corruption (fasttop)");
p->fd = old2 = old;
```

堆漏洞利用

- Fastbin Double Free
  - 效果
    - 通过 fastbin double free 可以使多个指针控制同一个堆块
    - 用于篡改一些堆块中的关键数据。 如果修改 fd 指针，则能够实现任意地址分配堆块的效果 (当然对应位置的size需要满足一定条件)，相当于任意地址写任意值

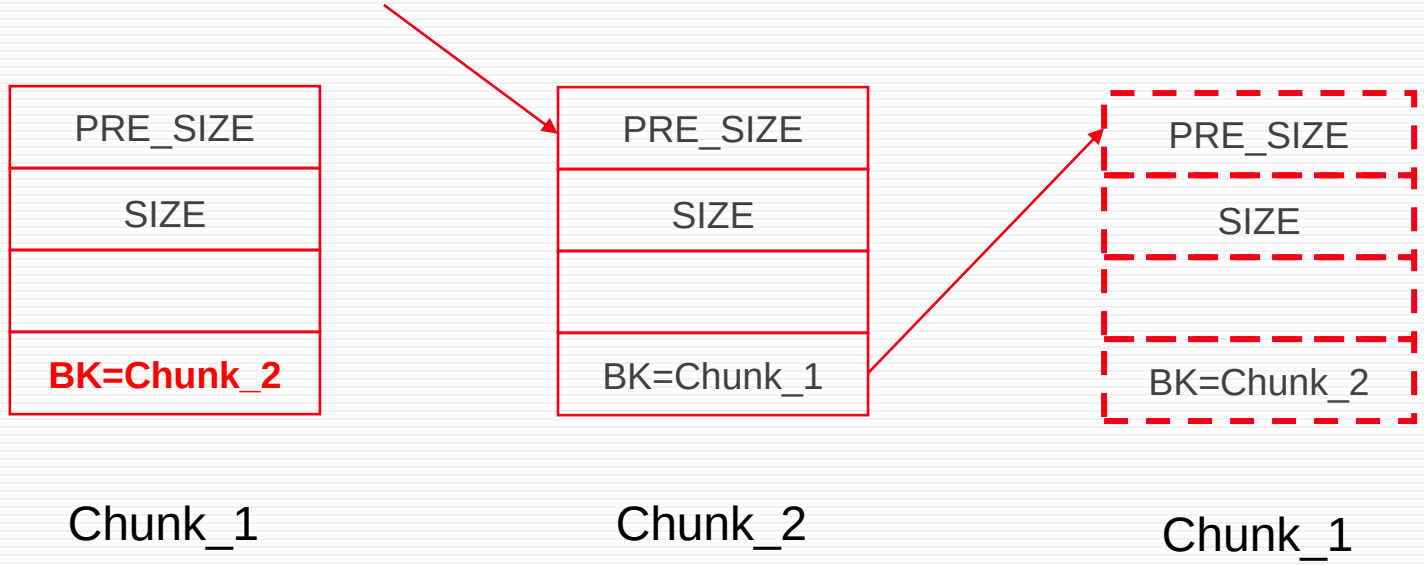
Fastbin double free利用示例

- 利用过程
- Free(chunk_1); Free(chunk_2); Free(chunk_1);



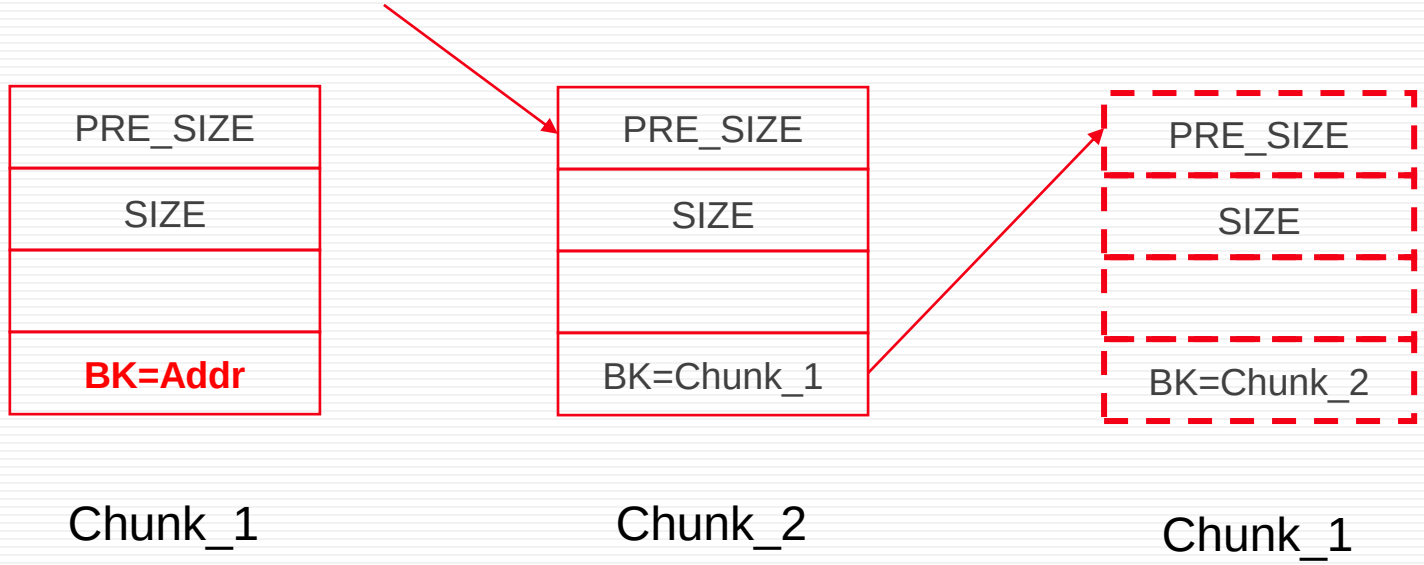
Fastbin double free利用示例

- 利用过程
- Free(chunk_1); Free(chunk_2); Free(chunk_1);
- Malloc();



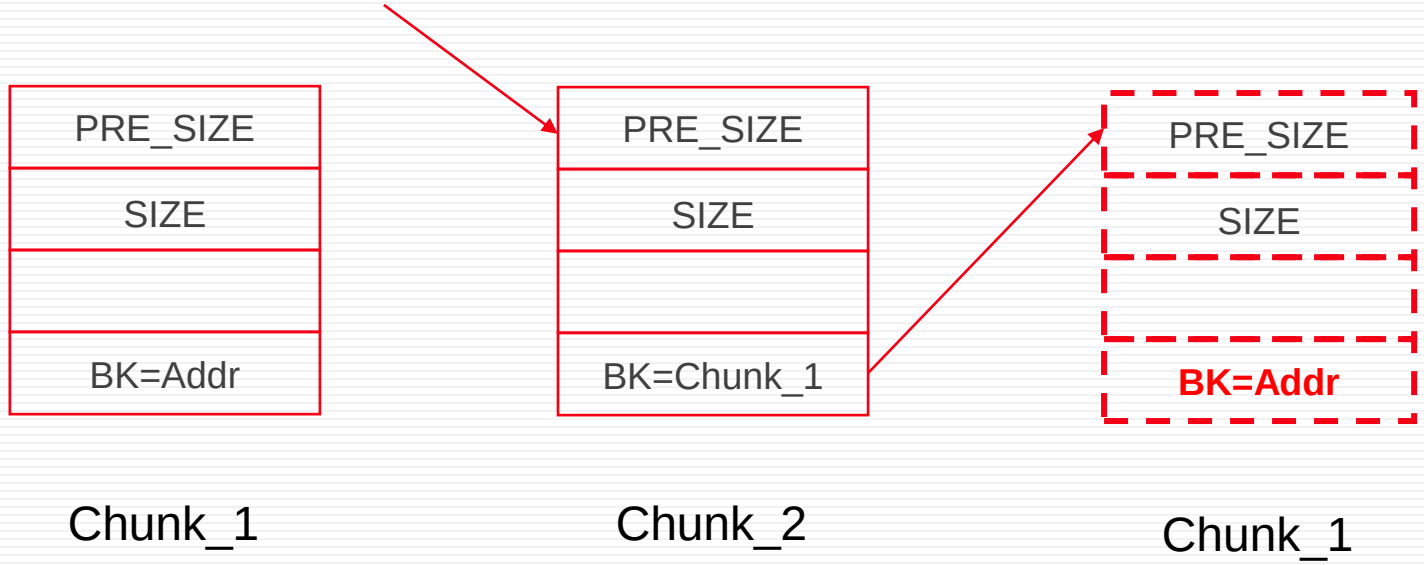
Fastbin double free利用示例

- 利用过程
- Free(chunk_1); Free(chunk_2); Free(chunk_1);
- Malloc(); write_to_chunk_1;



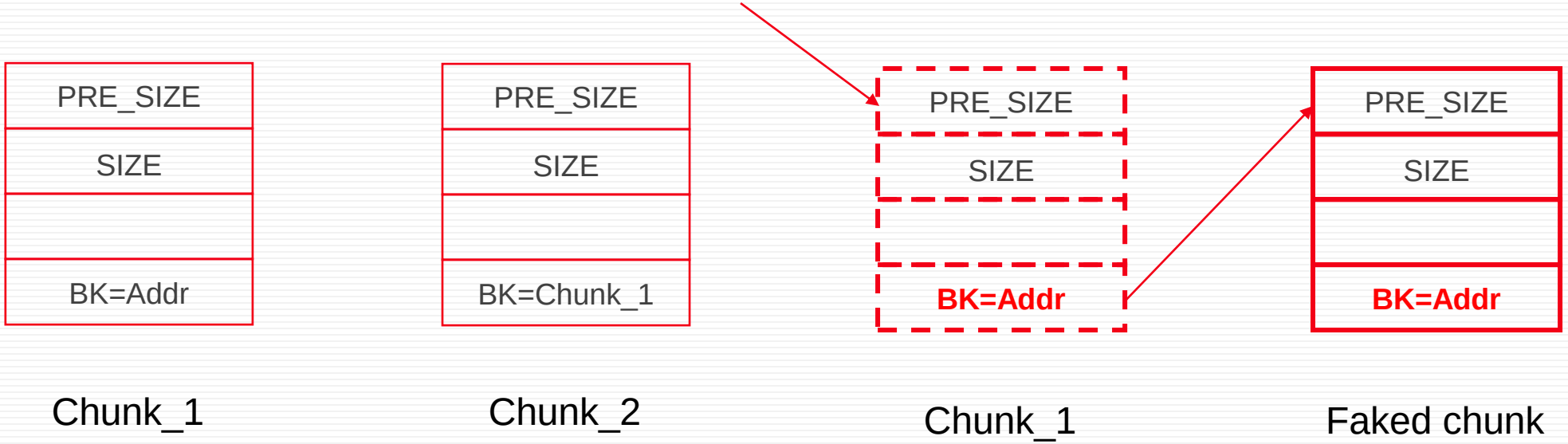
Fastbin double free利用示例

- 利用过程
- Free(chunk_1); Free(chunk_2); Free(chunk_1);
- Malloc(); write_to_chunk_1;



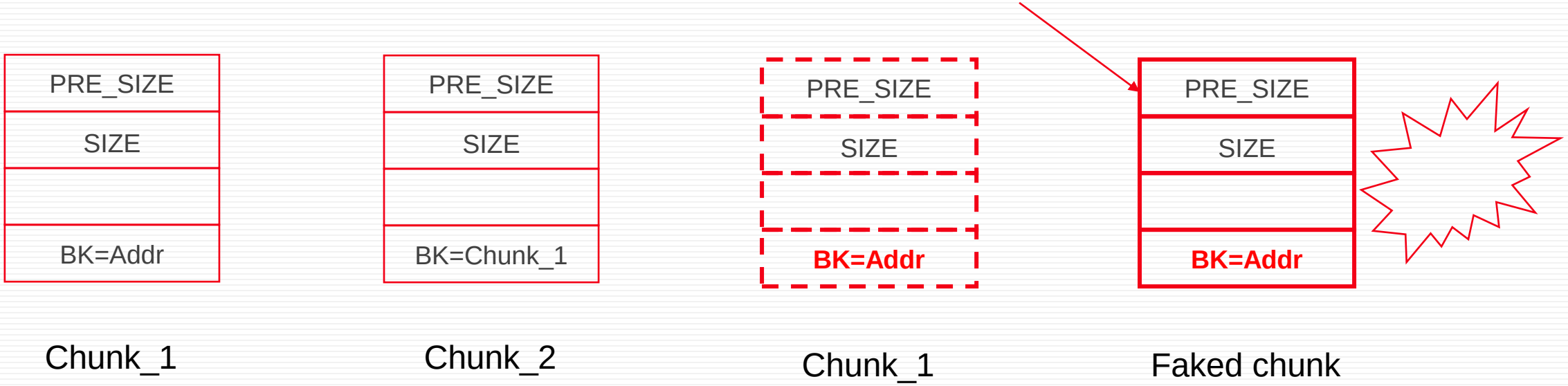
Fastbin double free利用示例

- 利用过程
- free(chunk_1); free(chunk_2); free(chunk_1);
- malloc(); write_to_chunk_1; malloc();



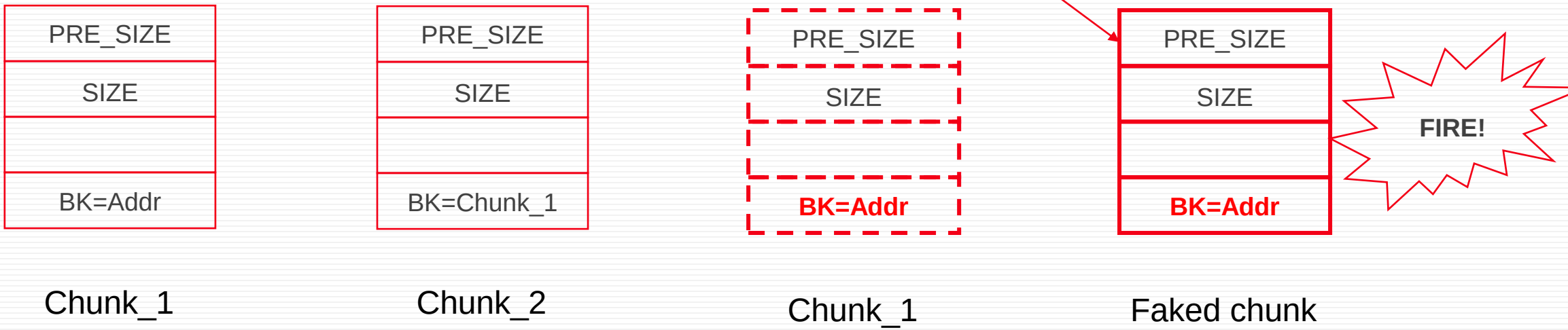
Fastbin double free利用示例

- 利用过程
- free(chunk_1); free(chunk_2); free(chunk_1);
- malloc(); write_to_chunk_1; malloc(); malloc();



Fastbin double free利用示例

- 利用过程
- free(chunk_1); free(chunk_2); free(chunk_1);
- malloc(); write_to_chunk_1; malloc(); malloc();
- p=malloc(); *p = 任意地址写



堆漏洞利用

- 其他利用方式
  - house of系列
  - unsorted bin attack
  - large bin attack
  - tcache attack
- 总结
  - 阅读源码，发现堆管理的某个部分缺少了对应的检查(或者说为了速度省略了某些检查)，便可以尝试对这部分缺陷代码进行利用。

学习资源

- How2heap
  - https://github.com/shellphish/how2heap.git
- ctf-wiki
  - https://ctf-wiki.org/
- black hat heap exploitation
- glibc source code
- Linux Heap Internals (memeda@0ops)