

Exploitation binaire moderne

INF600C
Sécurité des logiciels et exploitation de vulnérabilités

Hiver 2023
Université du Québec à Montréal

Notes

Contre-mesures modernes

- Protection de l'espace exécutable (NX, *no-execute*)
- ASLR (*address space layout randomization*)
- & PIE (*position independent executable*)
- Canari de pile (*stack canary*)
- Renforcement de source (FORTIFY_SOURCE)
- RELRO (*relocation read-only*)

```
$ gdb ./pass
> checksec
CANARY      : disabled
FORTIFY     : disabled
NX          : disabled
PIE         : disabled
RELRO       : disabled
```

Notes

- NX
- ret2libc
- ROP
- ASLR
- PIE

Notes

NX

Notes

Protection de l'espace exécutable

Bit NX (*no-execute*)

- Fonctionnalité matérielle
- Permet de marquer des pages comme non exécutables
- Existe dans x86_64 (même en mode 80386)

Intégré au système d'exploitation

- Depuis Linux 2.6.8 (2004)
- DEP (*data execution prevention*): chez Windows XP SP2 (2004)
- W^X (*write xor execute*): chez OpenBSD 3.3 (2003)

Éditeur de liens

- Option `-z execstack` de GNU `ld` (et `gcc`)
- Indique que l'objet requiert quand-même une pile exécutable

4

Notes

pass_nx

```
$ gcc -z execstack $opts pass.c -o pass
$ gcc -z noexecstack $opts pass.c -o pass_nx
```

```
$ ls -l pass pass_nx
-rwxr-xr-x 5888 pass
-rwxr-xr-x 5888 pass_nx
```

```
$ diffoscope pass pass_nx
- GNU_STACK 0x00000000 0x00000 0x00000 RWE 0x10
+ GNU_STACK 0x00000000 0x00000 0x00000 RW 0x10
```

5

Notes

Segments mémoire

Un processus a

- Différentes zones mémoire avec
- Une origine différente
- Des droits différents: lire, écrire, exécuter (*rxw*)
exécuter = avoir compteur ordinal dessus

Segments simplistes

- Code machine (*r-x*)
- Données globales en lecture seule (*r--*)
- Données globales en lecture écriture (*r-w*)
- Tas (*rw-*) qui croît vers le bas
- Espace libre
- Pile (*rw-*) qui croît vers le haut

6

Notes

Organisation de la mémoire — pass

```
$ cat /proc/`pgrep pass`/maps
address      perms offset dev  inode  pathname
08048000-08049000 r-xp 00000000 08:07 1984644 pass
08049000-0804a000 rwxp 00000000 08:07 1984644 pass
0804a000-0806b000 rwxp 00000000 00:00 0 [heap]
f7dde000-f7f8f000 r-xp 00000000 08:07 8519781 libc-2.24.so
f7f8f000-f7f91000 r-xp 001b0000 08:07 8519781 libc-2.24.so
f7f91000-f7f92000 rwxp 001b2000 08:07 8519781 libc-2.24.so
f7f92000-f7f95000 rwxp 00000000 00:00 0
f7fd1000-f7fd4000 rwxp 00000000 00:00 0
f7fd4000-f7fd7000 r--p 00000000 00:00 0 [vvar]
f7fd7000-f7fd9000 r-xp 00000000 00:00 0 [vdso]
f7fd9000-f7ffc000 r-xp 00000000 08:07 8519721 ld-2.24.so
f7ffc000-f7ffd000 r-xp 00022000 08:07 8519721 ld-2.24.so
f7ffd000-f7ffe000 rwxp 00023000 08:07 8519721 ld-2.24.so
ffffd000-ffffe000 rwxp 00000000 00:00 0 [stack]
```

7

Notes

Organisation de la mémoire — pass_nx

```
$ cat /proc/`pgrep pass_nx`/maps
address      perms offset dev  inode  pathname
08048000-08049000 r-xp 00000000 08:07 1984676 pass_nx
08049000-0804a000 rw-p 00000000 08:07 1984676 pass_nx
0804a000-0806b000 rw-p 00000000 00:00 0 [heap]
f7dde000-f7f8f000 r-xp 00000000 08:07 8519781 libc-2.24.so
f7f8f000-f7f91000 r--p 001b0000 08:07 8519781 libc-2.24.so
f7f91000-f7f92000 rw-p 001b2000 08:07 8519781 libc-2.24.so
f7f92000-f7f95000 rw-p 00000000 00:00 0
f7fd1000-f7fd4000 rw-p 00000000 00:00 0
f7fd4000-f7fd7000 r--p 00000000 00:00 0 [vvar]
f7fd7000-f7fd9000 r-xp 00000000 00:00 0 [vdso]
f7fd9000-f7ffc000 r-xp 00000000 08:07 8519721 ld-2.24.so
f7ffc000-f7ffd000 r--p 00022000 08:07 8519721 ld-2.24.so
f7ffd000-f7ffe000 rw-p 00023000 08:07 8519721 ld-2.24.so
ffffd000-ffffe000 rw-p 00000000 00:00 0 [stack]
```

8

Notes

ret2libc

Notes

pass_nx

Objectifs: flags 1, 2, 3 et 4

- flags 1, 2, 3: rien ne change. NX ne protège rien
- flag 4: erreur de segmentation

→ Dénis de service :) mais pas de flag :(

Objectif: avoir le flag 4 quand même

9

Notes

Ret2libc

L'attaquant

- Ne peut injecter du nouveau code machine
- Contrôle quand même l'adresse de retour du `ret`
- Peut brancher sur code existant (qui a les droits x)

De flag3 à flag4

- Plutôt que `ret` sur `getflag3`
- Pourquoi ne pas `ret` sur `system` dans la libc?

10

Notes

- Identifier l'adresse de `system`
Merci gdb: `p system`
- Identifier une chaîne `"/bin/sh"`
Merci peda: `searchmem "/bin/sh\0"`
- Bricoler la pile
Pour que `system` s'exécute comme il faut...
Mais comment?

11

Notes

Application Binary Interface (ABI)

Description bas niveau pour interconnecter

- Un programme et le système d'exploitation
- Un programme et des bibliothèques
- Les composantes d'un programme

Quoi spécifier?

- Représentation des données: taille, agencements, alignements
- Convention d'appel
- Nommage des entités (C++)
- Exceptions (C++)
- Format des fichiers binaires (exe, elf, etc.)

Qui s'en soucie?

- Les compilateurs (et cie) principalement
- Les noyaux des système d'exploitation pour les appels système
- Les distributions
pour assurer la cohérence et la compatibilité des paquets binaires

12

Notes

Convention d'appel

Bibliothèques vs programmes clients

- Au niveau machine: `call` et `ret` gèrent le flot de contrôle
- Le reste se fait par convention

Quoi conventionner?

- Comment passer les arguments?
- Dans quelle ordre?
- Sous quelle forme?
- Quel alignement?
- Comment récupérer les résultats?
- Qui restaure la pile?
- Quel est le rôle des registres?
- Quels registres doivent être sauvegardés?

13

Notes

ABI System V, supplement IA32

- 1996, Version officielle
- 2005, Version avec mises à jour

En bref pour les cas simples:

- On empile les arguments en ordre inverse
Le premier argument est empilé en dernier
- Le retour est dans %eax
- Mais il y a des subtilités dans bien des cas
flottants, structures, truc plus grands que 32 bits, varargs, etc.

14

Notes

ret2libc: mise en œuvre (suite)

`system` s'attend à

- %esp pointe sur l'adresse de retour
On s'en fiche!
- %esp+4 pointe sur l'argument = l'adresse de `"/bin/sh"`

Payload

- "A" * décalage
- Adresse de `system`: écrase le *retaddr* original
- "BBBB": retour de `system`, on s'en fiche
- Adresse de `"/bin/sh"`: l'argument de `system`

15

Notes

System V, x86-64

API System V, suppmément AMD64

- 2018, Version 1.0

En bref pour les cas simples

- Les 6 premiers arguments vont dans:
%rdi, %rsi, %rdx, %rcx, %r8, %r9
- Les autres arguments sont empilés
- Le retour revient dans %rax
- Mais il y a des subtilités dans bien des cas

16

Notes

ROP

Notes

pass_64_nx

Objectif: le flag 4

Problème

- *shellcode* dans la pile?
Difficile, car on est NX
- *ret2libc* vers *system*?
Difficile, car l'argument doit être dans %rdi

17

Notes

Return Oriented Programming (ROP)

- L'argument de *system* va dans %rdi
- Comment mettre une valeur dans %rdi?
- Y a-t-il un morceau de code qui le fait pour nous?

Idée du ROP

- Trouver des morceaux de code utile qui terminent par *ret*
On appelle ça des **gadgets**
- Mettre dans la pile les adresses des gadgets dans l'ordre
On appelle ça une **ROP chain**

18

Notes

Trouver les gadgets

À la main dans le binaire et les bibliothèques

- `objdump -d | grep`
- `ghex`

Avec peda

```
$ gdb ./pass_64_nx
> start
> ropsearch "pop rdi; ret"
0x00400773 : (b'5fc3') pop rdi; ret
```

Avec d'autres outils:

- `ropgadget`
- <http://ropshell.com/>

19

Notes

ROP: mise en œuvre

- Identifier l'adresse de `system`
Merci gdb: `p system`
- Identifier une chaîne `"/bin/sh"`
Merci peda: `searchmem "/bin/sh\0"`
- Identifier un gadget `{pop rdi; ret}`
Merci peda: `ropsearch "pop rdi; ret"`

Payload

- `"A" * décalage`
- Adresse de `{pop rdi; ret}`
- Adresse de `"/bin/sh"`
- Adresse de `system`

20

Notes

ASLR

Notes

Address Space Layout Randomization

Contre-mesure du **système d'exploitation** 🐼

- Pas besoin de recompiler (modulo PIE, c.f. plus loin)
- Linux: depuis 2.6.12 (2005)
- Windows: depuis Vista (2007)

Réduit l'exploitabilité des bugs

- Le bug de programmation est toujours là
- Toujours un comportement indéterminé
- Mais **seulement** une erreur de segmentation

→ Mieux vaut *segv* que *pwn*

21

Notes

ASLR: Principe

Le noyau positionne **aléatoirement** les zones mémoires

- La pile
- Les projections mémoire (*mmap*)
- Les bibliothèques dynamiques (en fait c'est *mmap* aussi)
- Le tas
- etc.

À **chaque exécution** du programme

Prévient les attaques qui nécessitent une adresse précise

- shellcode: l'adresse de la pile
- ret2libc: les adresses des fonctions de bibliothèques
- ROP: les adresses des gadgets

→ Même si l'attaquant contrôle %ip, il ne sait pas où pointer

22

Notes

pass_nx + ASLR

On active ASLR (ou plutôt on le réactive)

```
$ sudo sysctl kernel/randomize_va_space=2 # Voir proc(5)
$ cat /proc/`pgrep pass`/maps
00048000-00049000 r-xp 00000000 08:07 1984785 pass_nx
00049000-0004a000 rw-p 00000000 08:07 1984785 pass_nx
09bea000-09c0c000 rw-p 00000000 00:00 0 [heap]
f7d34000-f7f06000 r-xp 00000000 08:07 8520035 libc-2.27.so
f7f06000-f7f07000 ---p 001d2000 08:07 8520035 libc-2.27.so
f7f07000-f7f09000 r--p 001d2000 08:07 8520035 libc-2.27.so
f7f09000-f7f0a000 rw-p 001d4000 08:07 8520035 libc-2.27.so
f7f0a000-f7f0d000 rw-p 00000000 00:00 0
f7f49000-f7f4b000 rw-p 00000000 00:00 0
f7f4b000-f7f4e000 r--p 00000000 00:00 0 [vvar]
f7f4e000-f7f50000 r-xp 00000000 00:00 0 [vdso]
f7f50000-f7f76000 r-xp 00000000 08:07 8519959 ld-2.27.so
f7f76000-f7f77000 r--p 00025000 08:07 8519959 ld-2.27.so
f7f77000-f7f78000 rw-p 00026000 08:07 8519959 ld-2.27.so
ff92d000-ff94e000 rw-p 00000000 00:00 0 [stack]
```

23

Notes

Objectifs: avoir les 4 flags de `pass_nx` (32 bits)

- Flag 1 & 2: ASLR change rien
- Flag 3: ça passe aussi !
La zone du programme n'a pas bougé en RAM
Toujours 0x08048000-0x0804a000
- Flag 4: `ret2libc segfault...` logique, on sait pas où est la libc

3 flags sur 4, c'est pas si mal!

Nouvel objectif: avoir le 4ème flag quand même

24

Notes

Jeu de hasard: vaincre par la force brute

ASLR ne casualise que certains octets

- Le décalage dans la page (0x1000) est constant: octets de poids faible
 - Les octets de poids forts sont invariables
- seuls les octets du milieu sont aléatoires

En 32 bits

- Début de la libc entre 0xf7c00000 à 0xf7dff000
- Il faut juste deviner les bits du milieu
- Entropie: 9 bits, soit un chance sur 2^9 , soit 0,2%
- Un essai par 0,01s
50% de succès après 4s
85% de succès après 10s

→ C'est très efficace !!!

25

Notes

pass_nx: mise en œuvre pour contourner ASLR

- `gdb` désactive par défaut ASLR
- Mais les adresses données sont une possibilité valide avec ASLR activé
- On détermine les adresse de `system` de `"/bin/sh"` et du gadget

Payload

- Le même que pour ROP
- Mais on teste jusqu'à ce que ça marche
Car on a calculé les probabilités avant!
- Attention aux tampons: on ajoute un `sleep(1)` pour éviter que le `read(2)` de `fgets(3)` mange aussi la commande shell

26

Notes

Jeu de hasard: vaincre 64 bits?

En 64 bits

- Début de la libc entre 0x7f0000000000 et 0x7fffffff000
 - Entropie: 32 bits, soit une chance sur 2^{32} , soit 0,000 000 02%
 - Un essai par 0,01s
0,02% de succès après 1 jour
50% de succès après 1 an
- Ce n'est pas très efficace.

27

Notes

Jeu de hasard: écrasement partiel

L'attaquant n'écrase que les octets de poids faible

- Permet de viser une information dans la même zone mémoire
- Sans connaître l'adresse exacte
- Quitte à attaquer quelques bits par force brute

28

Notes

Jeu de hasard: fuite d'information

ASLR ne change que l'adresse de départ des zones mémoires

- Les fichiers sont chargés à cette adresse de départ par le chargeur et éditeur de liens dynamique $\text{ld.so}(8)$
- Les adresses relatives sont déjà prédéterminées par l'éditeur de liens statique $\text{ld}(1)$

L'attaquant qui obtient un pointeur lors de l'exécution

- Connaît l'adresse précise de l'information pointée
- Peut déterminer l'adresse des autres informations dans la zone

Mais ça nécessite une **attaque dynamique**

Car les adresses changent à chaque exécution

29

Notes

PIE

Notes

ASLR tout seul

Notes

Le programme principal n'est pas casualisé!

ret2text fonctionne toujours

- L'attaquant a eu flag3!
- L'attaquant peut ROPer avec des gadgets de l'exécutable
Il y en a des biens dans `__libc_csu_init`
- L'attaquant a accès à des trucs cool avancés:
GOT, PLT, `_dl_resolve`, etc.

Pourquoi pas ASLR aussi l'exécutable lui-même?

30

Espace d'adressage et exécutables

Notes

- Dans un ELF **exécutable** standard (programme principal)
- Les adresses locales sont **déterminées** (par l'éditeur de liens)
- Avec des valeurs **fixes** dans le code machine

```
$ file pass_64
pass: ELF 64-bit LSB executable, dynamically linked,
      interpreter /lib/ld-linux.so.2
```

```
$ objdump -d -Mintel pass_64
0000000004006b2 <getflag2>: ...
4006b6: bf 67 08 40 00    mov     edi,0x400867
4006bb: e8 20 fe ff ff    call    4004e0 <puts@plt>
...
0000000004006d4 <main>: ...
4006f5: e8 b8 ff ff ff    call    4006b2 <getflag2>
...
```

31

Position-independent code (PIC)

- Dans une bibliothèque partagée dynamique
- On ne peut pas utiliser des adresses fixes dans le code machine
- On doit générer du **code** machine **indépendant** de la **position**

Technique PIC simple

- Même si l'adresse absolue est **inconnue**,
- Les adresses relatives sont **prédéterminables**
- On utilise %ip pour localiser le reste des choses

```
$ gcc -fpic pass.c pass_64_pic $opts
$ objdump -d -Mintel pass_64_pic
00000000004006f1 <getflag2>: ...
4006f5: 488d3dbb010000 lea    rdi,[rip+0x1bb]
4006fc: e80ffffffffff call  400510 <puts@plt>
...
```

32

Notes

Position-independent executable (PIE)

Le compilateur (gcc) ⚙️

- Doit générer du code machine indépendant de la position
- Pour exécutable (un peu différent du PIC de bibliothèque)
- gcc -fpie

L'éditeur de lien (ld) ⚙️

- Doit fabriquer un exécutable chargeable n'importe où
- Sans adresse de départ fixe
- ld -pie (et gcc -pie)

Le chargeur (noyau) et chargeur dynamique (ld.so) 🔗

- Doivent adapter le chargement pour profiter d'ASLR

33

Notes

PIC/PIE: gcc

Options de gcc(1)

- -fpic Génère de l'assembleur pic pour bibliothèques
- -fPIC Sur certaines architectures -fpic ne fonctionne pas toujours.
-fPIC fonctionne toujours mais peut générer du code plus gros.
- -fpie Génère de l'assembleur pic pour exécutable
- -fPIE Même remarque que pour -fPIC

La différence -fpie / -fpic concerne les appels internes de symboles exposés: fonctions et variables globales

- -fpie ces références sont directes
- -fpic ces références sont résolues dynamiquement
- Voir ld.so(8) pour les détails

34

Notes

PIC/PIE: ld

Options de `ld(1)` (et `gcc(1)`)

- `-no-pie`: Fabrique un exécutable normal
- `-pie`: Fabrique un exécutable PIE (*shared object*)
- `-shared`: Fabrique une bibliothèque dynamique (*shared object*)

Attention

Il faut combiner les options pour éviter les mauvaises surprises

- Exécutable PIE

```
gcc -pie -fpie prog.c -o prog
```

C'est le comportement par défaut dans les `gcc` modernes

- Bibliothèque

```
gcc -shared -fPIC prog.c -o prog.so
```

- Exécutable non-PIE

```
gcc -no-pie -fno-pie prog.c -o prog
```

35

Notes

Résumé ASLR et NX

Contre-mesures modernes

- Attaque: shellcode

→ défense NX

- Attaque: ret2libc et ROP

→ défense ASLR (et PIE)

Les contourner c'est

- souvent de la bidouille
- souvent technique
- souvent spécifique

36

Notes

Aller plus loin...

Il y a encore encore plein de choses à voir

- des classes de fragilités
- des types de vulnérabilités
- des styles d'attaques
- et des contre-mesures

```
$ gdb pass_pie
> checksec
CANARY      : disabled
FORTIFY     : disabled
NX          : ENABLED
PIE         : ENABLED
RELRO       : disabled
```

37

Notes
