

Université de Bordeaux  
Faculté de Sciences et Techniques

# *rkduck* kernel rootkit Linux 4.x.x

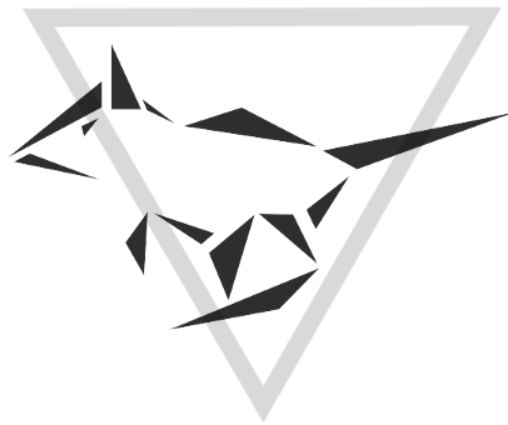
---

Thomas Le Boulot, Maxime Peterlin, Martial Puygrenier

Bordeaux, le 21 Mars 2016

## Abstract

Dans la continuité des travaux réalisés sur les rootkits pour les kernel 2.6.x et 3.x.x nous avons décidé de réaliser une étude des techniques d'injection de rootkits sur les kernels 4.x.x. Très peu de ressources récentes traitent du sujet et les sources des rootkits disponibles sur internet sont très souvent obsolètes suite aux modifications de certaines fonctions entre les différentes versions du noyau Linux. Vous retrouverez dans la bibliographie l'ensemble des ressources et articles qui nous ont aidés dans la conception et le développement du rootkit `rkduck`. Notre travail est disponible à l'adresse suivante : <https://github.com/QuokkaLight/rkduck/>.



# Sommaire

<b>Introduction</b>	<b>2</b>
<b>1 Définition et évolution des rootkits</b>	<b>2</b>
<b>2 Injection en mémoire</b>	<b>3</b>
2.1 Injection via /dev/mem . . . . .	3
2.2 Injection via un Loadable Kernel Module (LKM) . . . . .	4
<b>3 Détournement de l'exécution du noyau</b>	<b>5</b>
3.1 Détournement des appels systèmes . . . . .	5
3.2 Détournement du Virtual File System . . . . .	8
<b>4 Persistance du rootkit</b>	<b>12</b>
<b>5 Fonctionnalités du rootkit</b>	<b>12</b>
5.1 Furtivité . . . . .	12
5.1.1 Dissimulation de fichiers . . . . .	12
5.1.2 Dissimulation de processus . . . . .	13
5.1.3 Dissimulation des connexions réseaux . . . . .	13
5.2 Backdoor . . . . .	13
5.2.1 Bind shell . . . . .	13
5.2.2 Reverse shell . . . . .	14
5.2.3 Activation des backdoors . . . . .	14
5.2.4 SSH backdoor . . . . .	15
5.3 Application de contrôle du rootkit . . . . .	15
5.4 Keylogger . . . . .	17
<b>6 Détection du rooktit</b>	<b>18</b>
<b>Conclusion</b>	<b>19</b>
<b>References</b>	<b>19</b>

# Introduction

Cet article traite des rootkits. Ce sont des programmes permettant de cacher la compromission d'une machine à ses utilisateurs légitimes. Plus précisément, nous expliquerons le développement de notre rootkit nommé `rkduck`, un LKM (Loadable Kernel Module) rootkit pour Linux v4.x.x.

Nos propos seront développés de la manière suivante. Dans un premier temps, nous rappellerons en quoi consiste un rootkit et comment ils ont évolué au fil du temps. Une partie sera consacrée aux différentes méthodes d'injection de code dans le noyau Linux. Suite à cela, nous expliquerons comment notre rootkit détourne le fonctionnement du système pour cacher une activité malveillante et de quelle manière il reste persistant sur la machine. Nous expliquerons ensuite les fonctionnalités mise à disposition par notre rootkit et nous terminerons sur les méthodes de détection existantes.

## 1 Définition et évolution des rootkits

Afin de compromettre une machine, un attaquant passe généralement par la même série d'étapes. Une fois que des vulnérabilités dans le système ont été identifiées, l'attaquant les exploite afin de prendre la main sur le système jusqu'à compromettre entièrement ce dernier afin d'avoir les droits de super-utilisateur. Cependant, l'exploitation de failles dans un système ne peut être considéré comme un moyen sûr pour accéder à une machine, car le simple fait de corriger les vulnérabilités empêcherait d'y accéder à nouveau. C'est pourquoi il est nécessaire de faire persister l'accès après la compromission, ce qui est rendu possible par l'utilisation de rootkits.

Les premiers types de rootkits utilisés étaient des ensembles de programmes qui permettaient de substituer les outils d'administration standard tels que `ls`, `ps`, etc. Ainsi, l'intrus avait le contrôle sur les sorties de ses programmes et pouvait cacher l'activité malicieuse qui se passait sur la machine. Cependant, il devenait fastidieux de cacher la compromission de la machine à l'administrateur légitime. Ce dernier pouvait utiliser plusieurs programmes effectuant la même action pour recouper les informations et ainsi découvrir des différences entre les résultats retournés révélant ainsi la présence d'un rootkit.

Les attaquants se sont alors rendus compte qu'il était inutile de réécrire toute une suite de programmes, ce qui peut devenir très conséquent en terme de taille et en temps de développement. Il suffit de remonter aux fonctions utilisées par tous ces programmes d'administration : les appels systèmes. En supposant que l'intrus ait accès au kernel, il est possible d'intercepter les appels systèmes pour les rediriger vers des fonctions malveillantes afin de cacher la compromission de la machine. A partir du moment où l'attaquant a le

contrôle sur le noyau du système, il devient difficile de détecter de manière fiable un rootkit, car les systèmes de sécurité opèrent au même niveau que ce dernier et des fonctions que l'on peut penser digne de confiance peuvent retourner des résultats falsifiés.

C'est ce type de rootkit que nous allons étudier par la suite, notamment les rootkits s'injectant dans le système sous forme de modules kernel[2].

## 2 Injection en mémoire

Il existe plusieurs méthodes d'injection de code dans un noyau. Nous étudierons dans cette partie les deux méthodes les plus répandues à savoir l'utilisation du périphérique `/dev/mem`[?] et des modules noyau. A titre informatif, il est également possible d'utiliser des vulnérabilités du noyau ou bien l'entrée `FireWire` qui permet d'avoir un accès direct à toute la mémoire de la machine, ce qui nécessite cependant un accès physique à cette dernière.

Afin de développer rkduck nous nous sommes, dans un premier temps, tournés vers l'injection basée sur `/dev/mem`. Cependant, un patch de sécurité empêche son utilisation sur les versions 4.x.x du noyau Linux, ce qui fait que nous nous sommes finalement tournés vers la construction d'un LKM rootkit.

### 2.1 Injection via `/dev/mem`

`/dev/mem` est un fichier qui fournit un accès à une image de la mémoire physique de la machine. L'intérêt principal d'un tel fichier est de pouvoir accéder directement à la mémoire sans écrire un driver kernel, il devient alors plus aisé et rapide d'examiner la mémoire et de patcher le système. `/dev/mem` est un point d'entrée pour injecter du code malicieux[5][3], car, si un attaquant peut écrire dans `/dev/mem`, alors il pourra modifier des parties du kernel, notamment la table des appels systèmes ou encore les fonctions liées au `Virtual File System`, comme nous le verrons par la suite.

L'intérêt de cette méthode est qu'elle est plus discrète que, par exemple, une injection via un module noyau. En effet, si on suppose qu'il est possible de charger un LKM et d'écrire dans `/dev/mem`, lorsqu'on injecte un LKM il est toujours possible d'effectuer une analyse comportementale ou bien de rajouter une vérification d'authenticité par signature cryptographique, alors que dans le cas de `/dev/mem`, l'injection est directe dans la mémoire kernel et il n'y a pas d'interface qui pourrait se charger de vérifier le caractère malveillant ou non du code injecté.

Il existe également un fichier nommé `/dev/kmem`. C'est essentiellement le même fichier que `/dev/mem` sauf que dans le cas de `/dev/kmem` on accède à la mémoire virtuelle du kernel et non à la mémoire physique. La mémoire kernel possède peut fonctionner suivant

deux modes. Le premier est un décalage par rapport à la mémoire physique, par exemple sur x86 l'adresse physique 0x00000001 est mappée sur l'adresse virtuelle kernel 0xc0000001. Le second mode repose sur la routine `vmalloc` qui est l'un des principaux mécanismes d'allocation de mémoire dynamique. Dans ce cas, le kernel ne sera pas contiguë en mémoire physique, même ce dernier verra les adresses virtuelles comme contiguës.

Nous avons cependant mis de côté ce type d'injection, car elle est aujourd'hui désactivée par défaut dans la plupart des distributions, notamment dans *Jessie* la version 8 de Debian sur laquelle nous développons et effectuons la plupart de nos tests.

De manière plus générale, depuis les versions 2.6.26 du kernel linux une options activé par défaut, `CONFIG_STRICT_DEVMEM` qui limite l'accès à `/dev/mem` au premier megabyte. Cela permet d'accéder aux périphériques PCI et certaines régions du BIOS ce qui est suffisant pour les applications qui ont besoins d'utiliser `/dev/mem` et empêche les applications d'injection du code malicieux.

## 2.2 Injection via un Loadable Kernel Module (LKM)

Les *Loadable Kernel Modules* sont un moyen pratique de modifier le kernel pendant qu'il s'exécute. Ils permettent ainsi de rajouter ou de supprimer des fonctionnalités (comme des drivers) au noyau sans pour autant redémarrer le système ou le recompiler.

Ces modules s'exécutent en espace noyau et en possède donc les droits d'exécution. Si un attaquant est capable d'injecter un tel module, alors il pourra avoir la main sur le kernel et, a fortiori, sur l'ensemble de la machine. De la même manière qu'avec l'injection via `/dev/mem` il est possible de s'attaquer aux appels systèmes et au VFS (section 3.2) pour falsifier les informations que l'administrateur légitime de la machine tenterait d'obtenir et ainsi rendre notre rootkit invisible.

Un module kernel a accès aux mêmes fonctionnalités que le kernel, ce qui fait que sa compilation requiert la source du noyau dans lequel on veut l'injecter. Cela peut devenir problématique car les sources ne sont pas nécessairement disponibles sur la machine cible, il faut alors les télécharger ce qui peut attirer l'attention de l'utilisateur légitime, ou bien compiler le LKM sur une autre machine.

Une fois que le module a été inséré dans le système, il est, à ce stade, très facile de le détecter. En effet, il est possible de lister les LKM actuellement chargés dans le noyau à l'aide de commandes telles que `lsmod`, `modinfo` ou encore `ls /sys/module/`. Il faut prendre en compte toutes ces méthodes et faire en sorte que l'utilisateur légitime ne puisse pas détecter notre rootkit uniquement en affichant une simple liste des modules chargés.

Nous nous sommes renseignés sur deux méthodes permettant de supprimer notre rootkit

de ces listes.

La première se base sur le fait que les informations relatives aux modules sont stockées dans des listes chaînées. Il suffit alors de retirer le rootkit de cette liste et les commandes telles que `lsmod` ne retourneront plus le nom de notre rootkit. Il faut également le supprimer du dossier `/sys/module/`. Pour se faire, l'instruction `kobject_del(&THIS_MODULE->mkobj.kobj)` va se charger de retirer l'entrée de notre module au niveau du VFS, le retirant ainsi du dossier `/sys/module/`.

La seconde méthode consiste à charger le module, modifier la fonction de suppression des modules, puis le retirer[4]. La nouvelle fonction de suppression des modules va se comporter comme la fonction originale, sauf que le code du module ne sera pas supprimé. Cela permet de retirer toutes les informations superflues qui pourrait donner des indices à l'utilisateur légitime quant à la présence d'un rootkit, tout en gardant le code de ce dernier.

Il existe plusieurs contre-mesures empêchant l'injection de LKM malicieux. La solution la plus radicale consiste à compiler un noyau monolithique en y ajoutant, dès le départ, les modules voulus de manière statique tout en désactivant leur insertion dans le système par la suite.

Une seconde méthode de prévention consiste à n'autoriser le chargement qu'au démarrage de la machine, ce qui est rendu possible grâce à des solutions pourvues par *grsecurity*. Dans ce cas, les modules choisis sont chargés durant la période de boot et, par la suite, un attaquant ne pourra pas insérer un module tant que le système sera en cours d'exécution.

Sinon, comme nous l'avons expliqué précédemment, si l'on ne souhaite pas empêcher l'insertion de LKM, alors il est possible de rajouter des étapes d'authentification et de vérification qui précéderont le chargement du module. En effet, on peut demander un mot de passe à l'utilisateur, rajouter une vérification des modules par signature cryptographique ou encore effectuer automatiquement une analyse statique, voire dynamique, du module avant son insertion.

## 3 Détournement de l'exécution du noyau

Nous avons utilisé deux méthodes différentes afin de détourner le fonctionnement du système. La première se base sur la modification des appels systèmes et la seconde sur le détournement des fonctions du `Virtual File System`.

### 3.1 Détournement des appels systèmes

Les appels systèmes sont une interface entre le monde utilisateur et le noyau. De nombreux programmes sont dépendants de ces derniers pour mener leurs tâches à bien. Par exemple, si l'on souhaite cacher un dossier `rkduck`, il est possible de modifier l'appel système `getdents`. Ainsi, tous les programmes utilisant `getdents`, tels que `find` ou `ls`, ne seront

pas en mesure d'afficher le dossier `rkduck`.

Il est important de noter que `rkduck` ne repose pas sur la modification des appels système pour fonctionner, mais sur le détournement du `Virtual File System`, technique qui sera détaillée par la suite. Le code dans notre rootkit gérant cet aspect n'est qu'une preuve de concept qui est, pour le moment, inutile au niveau du fonctionnement global et qui sera certainement supprimé ultérieurement.

La solution la plus directe et la plus simple pour détourner les appels système est de modifier la table des appels système[1]. Pour se faire, il faut tout d'abord localiser son emplacement en mémoire. Il existe, dans une structure appelée `sys_call_table`, un pointeur la référençant utilisé par tous les appels système. Pour le localiser, nous allons simplement bruteforcer une série d'adresses du kernel. Pour chaque adresse, nous ajoutons un offset à la valeur pointée, puis on la compare avec l'adresse connue d'un appel système. Si les deux valeurs correspondent, l'itération est arrêtée et l'adresse utilisée durant ce tour de boucle est celle de la table des appels système.



```
1  #if defined(__i386__) /* x86 */
2      #define SCT_START_CHECK 0xc0000000
3      #define SCT_END_CHECK   0xd0000000
4      typedef unsigned int ptr_t;
5  #else /* x86_64 */
6      #define SCT_START_CHECK 0xffffffff81000000
7      #define SCT_END_CHECK   0xfffffffffa2000000
8      typedef unsigned long ptr_t;
9  #endif /* arch */
10
11 ptr_t find_syscall_table(void) {
12     ptr_t** sc_table;
13     ptr_t addr = SCT_START_CHECK;
14
15     while (addr < SCT_END_CHECK) {
16         sc_table = (ptr_t**) addr;
17         if (sc_table[__NR_close] == (ptr_t*) sys_close) {
18             return (ptr_t) &sc_table[0];
19         }
20
21         addr += sizeof(void *);
22     }
23     return NULL;
24 }
```

Listing 1: Code permettant de trouver l'adresse de la table des appels système[1]

Une fois l'adresse de la table des appels système connue, il ne reste plus qu'à

Nous avons décrit ici une méthode simple et peu furtive permettant de se hooker à la table des appels système et de détourner n'importe lequel de ses éléments. Il existe cependant des techniques plus avancées remontant la séquence d'exécution d'un appel système.

Par exemple, il est possible de détecter la méthode détaillée ci-dessus en vérifiant les adresses contenues dans la table des appels système. Pour contourner la détection, nous pouvons nous attaquer au gestionnaire des appels système en remplaçant dans ce dernier l'adresse de la table utilisée. Ainsi, il suffit de copier la table des appels système et de changer le pointeur utilisé dans le gestionnaire pour que ce dernier utilise notre table détournée au lieu de l'originale. Ainsi, lorsque l'administrateur tentera de détecter notre hook en regardant la table originale, il échouera, car cette dernière n'a pas été modifiée.

De la même manière, que précédemment, si l'utilisateur légitime vérifie le pointeur utilisé par le gestionnaire des appels système, il se rendra compte que la table utilisée diffère de l'originale.

## 3.2 Détournement du Virtual File System

Le Virtual File System (VFS) est une couche de communication se situant entre le kernel et le système de fichier utilisé (ext3, ext4, etc.). C'est le VFS qui se chargera de traduire les instructions envoyées par le kernel pour qu'elle soit compréhensible par le système de fichier. L'intérêt de s'attaquer au VFS est de pouvoir cacher des fichiers aux yeux de l'utilisateur légitime. Ainsi, on va pouvoir dissimuler des fichiers, des dossiers, mais aussi des processus grâce à des hooks (i.e modification des pointeurs de fonctions) sur des fonctions du VFS.

Nous allons, dans la suite de cette partie, illustrer nos propos en construisons le système servant à dissimuler un fichier nommé rkduck. Le même principe pourra se généraliser à une liste de fichiers à cacher, mais aussi s'appliquer à la dissimulation de processus.

Premièrement, nous allons récupérer un pointeur sur la fonction `iterate` afin de la détourner. `iterate` est une fonction qui est appelé par l'appel système `getdents` et qui va amorcer la récupération du contenu du dossier passé en argument à `getdents`. Ainsi, si l'on contrôle cette fonction, on peut décider des résultats renvoyés par celle-ci. L'ensemble des fonctions présentées ici sont disponibles dans le fichier `vfs.c`.

Étant donné que nous souhaitons ici cacher des fichiers, il faudra que le pointeur vers `iterate` soit relatif à la racine `/`, pour les processus on pourra se cantonner à `/proc`.

```
1 struct file_operations {
2     /* [...] */
3     int (*iterate) (struct file *, struct dir_context *);
4     /* [...] */
5 };
```

Listing 2: Fonction `iterate`

Pour récupérer un pointeur sur cette fonction, il faut d'abord récupérer un pointeur vers la structure `file_operations` relative à la racine `/`, ce qui est rendu possible grâce à la fonction `filp_open`.

```
1 void *vfs_get_iterate(const char *path) {
2     void *ret;
3     struct file *file;
4
5     if ((file = filp_open(path, O_RDONLY, 0)) == NULL)
6         return NULL;
7
8     ret = file->f_op->iterate;
9     filp_close(file, 0);
10
11     return ret;
12 }
```

Listing 3: Fonction `vfs_get_iterate` dans `rkduck`

Le détournement de la fonction `iterate` va s'effectuer de la manière suivante. Dans un premier temps on va garder une copie du pointeur sur cette dernière que l'on appellera `original_iterate`. Grâce à ce pointeur on va pouvoir avoir un accès direct à son code, ce qui va nous permettre de le modifier. En effet, on va changer les premières instructions de cette fonction pour qu'elle fasse un saut vers une fonction que l'on contrôle appelée `hijacked_iterate`. Il faut également sauvegarder le code de la fonction originale, car cette dernière sera réutilisée plus tard.

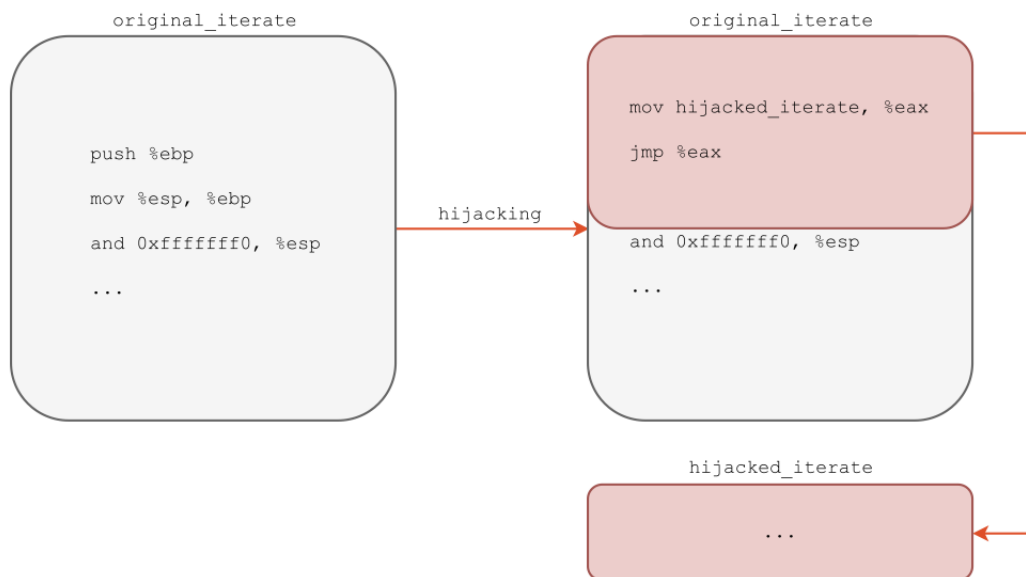


Figure 1: vfs iterate: original to hijacked

A présent, la fonction qui va nous intéresser et qui est appelée par `iterate` est la fonction `filldir`. Lorsque l'on utilise l'appel système `getdents` pour lister le contenu d'un dossier, c'est la fonction `filldir` qui va se charger de remplir les structures contenant les informations sur les éléments contenus dans ce dossier. Ainsi, l'intérêt va être de remplacer cette fonction par une fonction malveillante `filldir_hijacked` afin de contrôler quels fichiers nous souhaitons cacher.

Dans la fonction `iterate`, c'est un pointeur vers la fonction `filldir` stocké dans la structure `struct dir_context *ctx` qui permet de l'appeler. Ainsi, la fonction `hijacked_iterate` aura pour unique but de modifier le pointeur vers la fonction `filldir` pour qu'il pointe vers notre fonction `filldir_hijacked` avant de faire appel à la version originale de `iterate`.

```
1  int vfs_hijacked_iterate(struct file *file, struct dir_context *ctx) {
2      int ret;
3
4      *((filldir_t *)&ctx->actor) = &vfs_hijacked_filldir;
5
6      vfs_hijack_stop(vfs_original_iterate);
7      ret = vfs_original_iterate(file, ctx);
8      vfs_hijack_start(vfs_original_iterate);
9
10     return ret;
11 }
```

Listing 4: Version simplifiée de `vfs_hijacked_iterate` dans `rkduck`

Comme nous l'avons spécifié précédemment, le code original de la fonction `iterate` a été sauvegardé. Une fois que l'on a modifié la structure `struct dir_context *ctx` pour qu'elle contienne un pointeur vers notre fonction `hijacked_filldir`, on rétabli le code original de la fonction `iterate` grâce à la fonction `vfs_hijack_stop`. Ensuite on appelle `iterate` qui va maintenant faire appel à notre fonction `hijacked_filldir` au lieu de l'original. Ainsi, en recodant `filldir` pour qu'elle renvoie 0 lorsqu'un fichier qu'on veut cacher a été passé en paramètre (`rkduck` dans l'exemple ci-dessous), on peut effectivement dissimuler à l'utilisateur légitime des fichiers malveillants. Il ne reste plus qu'à détourner à nouveau la fonction `iterate` pour qu'on puisse continuer la dissimulation de fichiers grâce à la fonction `vfs_hijack_start`.

```
1  static int
2  vfs_hijacked_filldir(struct dir_context *ctx, const char *name,
3                      int namelen, loff_t offset, u64 ino,
4                      unsigned int d_type)
5  {
6      char *get_protect = "rkduck";
7
8      if (strstr(name, get_protect)) {
9          return 0;
10     }
11
12     return vfs_original_filldir(ctx, name, namelen, offset, ino, d_type);
13 }
```

Listing 5: Version simplifiée de `vfs_hijacked_filldir` dans `rkduck`

Nous avons vu comment utiliser le VFS pour cacher des fichiers, dossiers mais il est aussi

utilisé pour cacher les processus ou les ports utilisés par le réseau comme nous le verrons section 5.1.3 pour dissimuler les backdoors.

## 4 Persistance du rootkit

Lorsqu'un attaquant a compromis un système, l'étape suivante est de trouver un moyen de faire perdurer cet accès dans le temps. Les techniques de persistance d'un rootkit sont primordiales, car ce sont elles qui vont lui permettre de garder un accès à la machine compromise.

Lors d'un redémarrage, les modules ajoutés manuellement ne sont pas rechargés. Il existe un fichier de configuration, propre à chaque distribution, permettant de notifier au système les modules à charger au démarrage. Sur Debian, par exemple, ce fichier est `/etc/modules`.

La persistance de notre rootkit repose sur un script bash exécuté par le rootkit lors de son insertion et qui va se charger de déplacer le rootkit compilé avec les autres modules kernel `/lib/modules/.../kernel/drivers/directory/`. Afin que les fichiers soient un minimum camouflés, au cas où l'utilisateur légitime chercherait manuellement dans le dossier des drivers un nom suspect, le script s'occupe de placer le rootkit au sein d'un dossier légitime exemple : `/kernel/drivers/tty/rkduck.ko`. Le nom du dossier abritant le rootkit peut être changé par l'attaquant avant l'injection du module, il pourra également prendre soin de renommer le rootkit compilé en un nom paraissant légitime comme, par exemple, `audio.ko`, `graphicards.ko`, `calendar.ko` etc.

C'est ici que se situe le talon d'Achille de notre rootkit, il suffit en effet à l'utilisateur de supprimer notre module du fichier `/etc/modules` et de redémarrer la machine. La persistance n'étant plus assurée, le rootkit aura disparu au redémarrage.

## 5 Fonctionnalités du rootkit

L'intérêt principal d'un rootkit est de garder un accès à la machine compromise tout en effaçant et en dissimulant toutes traces d'intrusion. Dans cette partie nous expliquerons comment `rkduck` cache les fichiers, les processus et les connexions réseaux. Nous détaillerons également comment l'attaquant peut, par la suite, accéder à la machine compromise grâce à différents types de backdoors, lui permettant ainsi de s'adapter à diverses situations.

### 5.1 Furtivité

#### 5.1.1 Dissimulation de fichiers

lorem

### 5.1.2 Dissimulation de processus

lorem

### 5.1.3 Dissimulation des connexions réseaux

lorem

## 5.2 Backdoor

La backdoor, littéralement "la porte de derrière", est, de manière générale, le point central des rootkits. Le reste des fonctionnalités le constituant a pour objectif principal de cacher la présence d'un accès illégitime à la machine. Nous allons détailler dans les paragraphes qui suivent les différentes backdoors implémentées, ainsi que les situations auxquelles elles se rattachent. Les sources sont disponibles dans le fichier `backdoor.c`.

### 5.2.1 Bind shell

Un bind-shell correspond dans notre cas à un serveur socket qui attend une connexion de la part de l'attaquant pour pouvoir exécuter des commandes shell et renvoyer le résultat. Dans cette optique nous avons mis en place un mini-serveur socket au sein du module kernel qui va simplement attendre les connexions entrantes sur un port spécifique fixé lors de l'injection du rootkit. Une fois la connexion établie, le serveur va attendre les commandes envoyées par l'attaquant, exécuter ces commandes, récupérer le résultat et renvoyer le tout au destinataire.

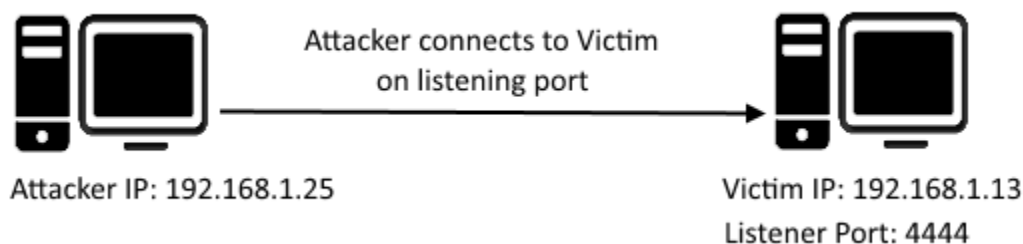


Figure 2: bind shell

L'exécution des commandes se fait via un appel à la fonction `call_usermodhelper(...)`. Comme il n'est pas possible de récupérer le résultat des commandes directement, nous avons donc redirigé la sortie standard vers un fichier temporaire `/tmp/.cmd`, le résultat est lu puis renvoyé. Lorsque la connexion est interrompue avec l'attaquant le fichier qui contient le résultat de la dernière commande est supprimé.

### 5.2.2 Reverse shell

Le reverse shell consiste à l'opération inverse du bind-shell, ce n'est pas le rootkit qui va attendre une connexion mais l'attaquant qui va se mettre en mode "écoute". Le rootkit quand à lui va initier la connexion vers l'attaquant. (L'adresse ip doit donc être indiquée avant que le rootkit soit injecté). Lorsqu'il reçoit les commandes shell envoyées par l'attaquant le rootkit va se comporter exactement comme le bind shell, c'est à dire copier le résultat dans un fichier temporaire, lire le fichier et renvoyer le résultat.

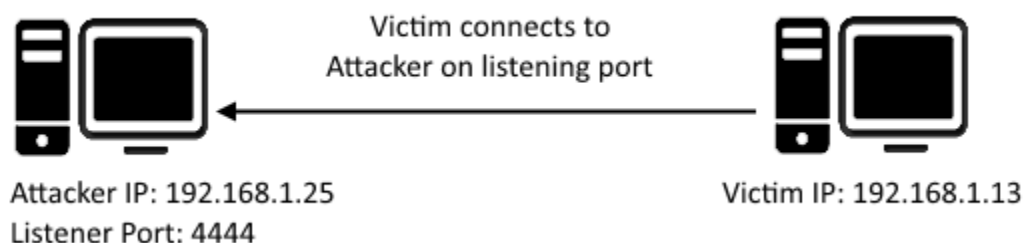


Figure 3: reverse shell

### 5.2.3 Activation des backdoors

Tout d'abord, l'attaquant choisit d'activer l'une des deux backdoor suivant la situation. Il peut activer et désactiver les backdoors via **crumb** comme nous l'expliquerons dans la partie (voir section 5.3). Ensuite il serait inconscient de laisser un bind-shell en écoute toute la journée si on veut rester le plus discret possible. Pour le reverse-shell il faut aussi lui donner un signal pour qu'il puisse se connecter à l'attaquant, nous avons pour cela décidé que la backdoor pourrait s'activer en envoyant un paquet ICMP avec un payload spécifique. Ce payload serait seulement connu de l'attaquant et seul lui peut donc se connecter à sa backdoor.

Nous avons donc implémenté un mini firewall à l'intérieur du rootkit qui va intercepter les paquets et regarder le type et le payload contenu, si il voit par exemple passer un paquet ICMP avec un payload spécifique et une taille de 10 alors il activera la backdoor :

- pour le reverse shell le rootkit va essayer de se connecter à l'ip de l'attaquant
- pour le bind-shell le rootkit va commencer à écouter et attendre une connexion venant de l'attaquant

Enfin il est possible que les paquets soient filtrés par un firewall externe, par exemple les paquets ICMP comportant un payload pourraient être rejetés et l'attaquant n'aurait aucun moyen d'accéder aux backdoors. Nous avons donc mis en place un timer qui va appeler activer la backdoor toutes les 12h. Le temps est bien sûr configurable par l'utilisateur à l'injection du rootkit.



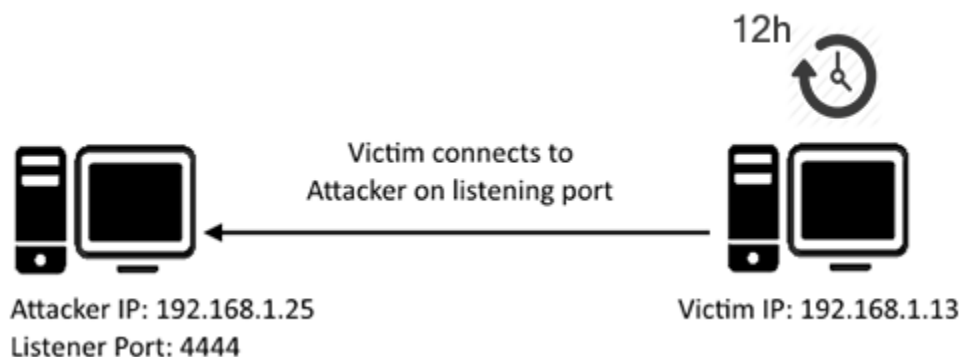


Figure 4: timer shell

#### 5.2.4 SSH backdoor

Afin de permettre à l'attaquant d'avoir encore plus la main sur la machine corrompu et dans le cas où le défenseur désactiverait tout les ports non conventionnels, nous avons mis en place une backdoor ssh que l'attaquant est libre d'activer ou non. Elle va tout simplement mettre sa clé publique dans le fichier `/.ssh/authorized_keys` de root, il peut ainsi tout simplement se connecter en ssh avec l'utilisateur root. Évidemment cela suppose que la machine cible est accessible depuis l'extérieur et que root puisse se connecter en ssh (option qui peut être désactivé dans les fichiers de configuration ssh).

Nous considérons cette "backdoor" comme options de secours dans le cas où les autres ne fonctionnerais plus. Elle n'est pas très robuste car il suffit au défenseur de supprimer la clé public dans le fichiers `authorized_keys` mais encore faut il qu'il regarde le fichier et détermine laquelle des clés est la mauvaise. Si nous avons rajouté cette option ssh c'est parce qu'elle est utile si on sait que le défenseur a détecté nos traces (fermeture des ports, filtrage réseaux, commandes suspects `netstat` etc), il y a peu de chance qu'il ferme aussi le port ssh. L'attaquant peut alors se connecter directement en ssh et supprimer le rootkit avant que la victime n'est le temps de le récupérer pour une analyse forensic. Ou si la discrétion n'est pas la priorité, l'attaquant peut décider changer les ports, le rootkit de place, supprimer le filtrage etc. Le but étant comme nous l'avons évoqué plus haut de "perdre" un maximum le défenseur ou de rester le plus discret possible...

### 5.3 Application de contrôle du rootkit

Une fois que le rootkit est compilé et inséré en mémoire, il efface ses traces et nous n'avons plus le contrôle sur ce dernier. En effet, il devient impossible de le retirer via des commandes classiques telles que `modprobe` ou `rmmmod` pour pouvoir le modifier et le réinsérer. C'est pourquoi nous avons cherché un moyen de pouvoir communiquer avec le rootkit une fois

chargé. Cette solution se présente comme une application en espace utilisateur nommée Crumbs.

Afin d'avoir une interface entre l'espace utilisateur et l'espace noyau, nous avons utilisé des Netlink sockets. Au niveau de l'espace utilisateur ces sockets ont une utilisation similaire aux sockets traditionnelles et en espace noyau elles se présentent comme une API pouvant être utilisée par les modules kernel.

Afin d'envoyer des informations depuis Crumbs, nous avons créé un protocole basique. La communication se base sur un modèle maître-esclave où le rootkit ne fera qu'acquitter la réception des commandes envoyées par Crumbs.

Les commandes sont envoyées au rootkit sous forme de chaînes de caractères possédant le format suivant:

```
"command_id:command_argument"
```

Le rootkit va répondre par "0" (erreur) ou "1" (réussite) pour notifier l'application du résultat de la commande précédente.

```
root@lyte:~/rkduck/crumbs# ./crumbs --help
Usage: crumbs [OPTION...] [FILENAME]...
Duck trainer.

-a, --authenticate=PATH      Hide the file PATH. PATH is an absolute path.
-d, --deactivate-ssh=Pubkey  Deactivate the SSH backdoor.
-f, --hide-file=PATH         Hide the file PATH. PATH is an absolute path.
-g, --unhide-file=PATH       Unhide the file PATH. PATH is an absolute path.
-m, --mode=MODE              Change the backdoor mode.
-p, --hide-process=PID       Hide the process of pid PID.
-q, --unhide-process=PID     Unhide the process of pid PID.
-r, --remote-ip=IP           Set the remote ip to IP.
-s, --activate-ssh=Pubkey    Activate the SSH backdoor.
-?, --help                   Give this help list
    --usage                   Give a short usage message
-V, --version                 Print program version

Mandatory or optional arguments to long options are also mandatory or optional
for any corresponding short options.

Report bugs to <quokkalight@gmail.com>.
```

Figure 5: Écran d'aide de Crumbs

Crumbs possède actuellement 9 commandes permettant de contrôler rkduck.

- **authenticate** Avant de pouvoir utiliser rkduck il faut que l'utilisateur utilisant Crumbs puisse s'authentifier en lui donnant un mot de passe qui sera validé ou non par rkduck. Le mot de passe est hardcoded dans le rootkit.
- **activate-ssh** Activation de la backdoor SSH.
- **deactivate-ssh** Désactivation de la backdoor SSH.

- **hide-file** Dissimulation du fichier passé en argument.
- **unhide-file** Révèle le fichier passé en argument.
- **hide-process** Dissimulation du processus passé en argument.
- **unhide-process** Révèle le processus passé en argument.
- **remote-ip** Modification de l'adresse IP distante de l'attaquante utilisée par le reverse shell.
- **mode** Modification du mode de fonctionnement de la backdoor (bind shell ou reverse shell).

## 5.4 Keylogger

Un keylogger est un programme qui va enregistrer toutes les entrées sur le clavier. L'intérêt est de garder une trace de tout ce que l'utilisateur a écrit sur sa machine. Bien qu'il puisse être utilisé légitimement dans des cas comme l'activation du contrôle parental ou afin de surveiller les employés, il peut l'être aussi à des fins totalement illégitime. L'intérêt de cette collecte pour un attaquant est de pouvoir récupérer des informations sensibles tel que des passwords, numéros de carte bancaire etc.

Le rôle de notre keylogger est donc de remplir cette tâche et est rendue possible via la fonction prévue à cette effet `register_keyboard_notifier` qui va écouter toutes les actions clavier (touche pressée, touche relâchée) au niveau kernel. Une fois une touche pressée, la fonction renvoie une valeur qui correspond au numéro de la place de la touche sur le clavier. Par exemple "ESC" est en place une, le "&" est place deux, tandis que le "a" est en place 16.

Nous avons donc reproduit un tableau de caractères contenant les touches claviers. Il faut aussi prendre en compte que ce tableau n'est pas le même si la touche CapsLock est activée, la touche Shift ou Alt-Gr. De plus suivant la région le clavier peut être configuré en azerty, qwerty mais il y a aussi plusieurs autres configurations comme en qwerty canadien etc. Nous avons pour l'instant ajouté les claviers azerty et qwerty standard et il est tout à fait possible d'en ajouter plus suivant le besoin. L'attaquant doit définir avant l'insertion du rootkit dans quel configuration (region) il veut que les événements clavier soient enregistrés.

Le tout est sauvegardé à chaque retour de ligne dans un fichier temporaire. Cette action se fait avec des threads pour ne pas que l'utilisateur ne subisse de ralentissement sur sa machine et suspecte quelque chose. Enfin, un callback est présent pour envoyer le contenu de ce fichier toutes les 6h chez l'attaquant, pour l'instant cela se fait avec un transfert scp classique. Il faut bien sûr que l'attaquant précise l'ip et l'username sur laquelle il souhaite que les fichiers soient envoyés pour pouvoir les récupérer.

## 6 Détection du rootkit

La détection consiste à regrouper des informations pour mettre en évidence la présence d'un rootkit. Elle consiste essentiellement en deux étapes[7]:

- recherche d'anomalies comme une activité inhabituelle de la charge CPU alors qu'aucun programme n'est lancé, une activité réseau importante à des heures censé être calme. La vérification des répertoires comme /dev pour vérifier les périphériques, la détection de permissions anormal sur des dossier ou fichiers, de dossier/fichiers cachés, processus cachés etc
- comparer les hashes des modules kernel avec des hashes connus de rootkits. Cette méthode utilise une base de donnée contenant des signatures de rootkit mais cela ne permet pas de pouvoir détecter les nouvelles menaces jusqu'à une mise à jour du logiciel et l'ajout du hash à la base de donnée.

Il existe plusieurs logiciels de détections de rootkit sous Linux dont notamment:

- RkHunter
- Chkrootkit
- OSSEC + RootCheck
- Lynis
- Tiger

Une bonne utilisation de ces logiciels serait le lancement quotidien via un cron par exemple pour vérifier la présence d'un rootkit. Un attaquant pourra prendre soit de bloquer les connections lorsque le logiciel souhaite se mettre à jour ou renvoyer une liste obsolète. Il s'agit du jeu du chat et la souris et parfois leurs utilisation est moins profitable que de placer un MITM et de regarder le trafic réseaux. C'est le cas des IDS (Intrusion detection system) qui vont chercher via les logs une activité suspecte[6]. Malheureusement les IDS si ils sont utilisés en temps réel ont un coup sur les performance du système et vont souvent être lancé après coup, pendant la nuit par exemple.

Pour finir avant même que l'attaquant essaye d'injecter son rootkit, la défense commence parfois à utiliser un honey pot[6], cela permet de récupérer des informations essentiels sur l'attaquant et la provenance du rootkit. Ainsi une fois en possession du rootkit, le défenseur pour le reverse pour pouvoir étudier ces fonctionnalités et trouver une faille pour l'éradiquer.

Les outils présentés plus haut ne garantissent pas une détection à 100% et même si le rootkit est découvert il faut pouvoir le supprimer. Le meilleur moyen consiste à réinstaller le système entier, le rootkit étant injecté dans le kernel il est pratiquement impossible de

corriger correctement tous les effets néfaste qu'il aurait déjà mis en place (permission sur les dossiers etc).

## Conclusion

et cool

## References

- [1] Tyler Borland.  
Modern Linux Rootkits 101,  
<http://turbochaos.blogspot.fr/2013/09/linux-rootkits-101-1-of-3.html>
- [2] Suterusu: An LKM rootkit targeting Linux 2.6/3.x on x86(\_64), and ARM,  
<https://github.com/mncoppola/suterusu>
- [3] Éric Lacombe, Frédéric Raynal et Vincent Nicomette.  
De l'invisibilité des rootkits : application sous Linux,  
<http://esec-lab.sogeti.com/static/publications/07-sstic-rootkits-article.pdf>
- [4] SpaceWalker.  
Indetectable Linux Kernel Modules,  
<http://www.ouah.org/spacelkm.txt>
- [5] Chico Del Rio.  
Rootkits : à la pointe de la technologie,  
<http://tinyurl.com/zx4wk92>
- [6] Raynal Frédéric, Yan Berthier, Philippe Biondi, Danielle Kaminisky.  
Honeypot Forensics Part I: Analyzing the Network,  
[http://folk.uio.no/ingardm/sysarp/honeypot\\_forensics.1.pdf](http://folk.uio.no/ingardm/sysarp/honeypot_forensics.1.pdf)
- [7] Ashwni Ramaswamy.  
Detecting kernel Rootkits,  
<http://www.ists.dartmouth.edu/library/409.pdf>