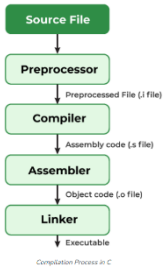
Praktikum Anwendungssicherheit Zusammenfassung

1) Grundlagen



C-Kompilierung

- Pre-proccesor: Auflösen von Header Files, Inklusion in Quelldatei
- Compiling: Umwandlung in Assembler Code (eventuell mit Optimierungen)
- Assembler: Übersetzung in Maschinencode, Library Funktionen (printf) werden nicht aufgelöst
- Linking: Kombination von mehreren Object Files (Quelldatei + Libraries) in eine einzige Executable
    - Dynamisches Linken: Laden von Libraries zur Laufzeit
- Disassembler: Übersetzt Maschinencode in Assembler Code, nur funktionale Gleichheit zum ursprünglichen Assembler Code -> Keine 1:1 Entsprechung von .s auf .o
- Decompiler: Übersetzt Maschinencode in Quellcode, Reverse-Engineering-Technik

Funktionsaufruf

- Vor Funktionscode:
    - Caller übergibt Daten gemäß Calling Convention, schreibt dann Instruction Pointer (IP) auf Stack (Adresse der ersten Instruktion nach der Funktion) und führt dann Jump-Befehl zur Funktion aus
    - Callee speichert alten Base Pointer (BP) auf Stack, setzt Base Pointer auf aktuellen Stack Pointer
- Nach Funktionscode:
    - Callee stellt alten Base Pointer vom Stack wieder her (Leave), lädt Rücksprungadresse vom Stack

Calling Conventions

- Methode, mit der Unterprogrammen Daten übergeben werden
- „Regeln“ für Caller und Callee
- Callee muss oft einzelne Register sichern, wenn benutzt
- Abhängig vom Betriebssystem (+Prozessor)
- Wechsel zwischen Conventions durch „Bridge“-Code möglich
- Auf Argumente, die in Registern übergeben werden, kann schneller zugegriffen werden

cdecl

- Argumente in umgekehrter Reihenfolge auf dem Stack übergeben (erstes Argument steht oben auf dem Stack)
- Caller löscht Daten vom Stack

System V AMD 64

- Argumente in 6 Registern übergeben, Fallback für mehr Argumente ist Stack

Microsoft x64

- Argumente in 4 Registern, Fallback ist Stack
- 32 Byte red zone auf dem Stack zwischen Argumenten und IP

Fastcall

- Callee muss Argumente vom Stack entfernen (mit „ret n“ = Return + Move SP)

2) Buffer Overflows

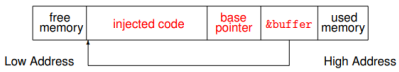
- Schreiben von mehr Daten als vorgesehen in einen Buffer
- Folge: Überschreiben von angrenzenden Speicherbereichen

Arrays/Strings in C

- int my_ints[16] erstellt ein Int-Array aus 16 Integers
- Kontinuierliche Speicherregion aus 16 * 4 = 64 Bytes (-> „Low-level Konstrukt“)
- Undefined Behavior, wenn Array „out of bounds” indexiert wird
- String sind Arrays vom Typ char, die mit einem NULL-Byte enden
- Strlen(): Länge des Strings von Startadresse bis zum NULL-Byte
- Sizeof: Länge des Arrays, in dem der String gespeichert ist (mit NULL-Byte, statisch)

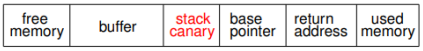
(Stack) Buffer Overflow Angriffe

- Kontrollfluss Manipulation durch Überschreiben von lokalen Variablen oder Return Adressen
- Shellcode Injection



  - Shellcode: Programm (Maschinencode) typischerweise zum Aufrufen einer Shell
  - Shellcode muss oft gewisse Restriktionen einhalten: Kein NULL-Byte, möglichst klein, nur alphanumerisch
  - Rücksprungadresse so überschreiben, dass es auf den Shellcode zeigt (bspw. an den Start des Buffer mit dem Overflow)
  - Mit ASLR ist nicht immer bekannt, wo genau der Buffer liegt. Daher: Nop-Slides in den Buffer schreiben, die nichts tun, nur die letzte Instruktion nach den Slides wird ausgeführt -> Größere Target Area

G1) Stack Canaries



- Compileroption, die standardmäßig an ist
- Random 4-Byte Integer Wert auf dem Stack (bspw. am Start eine Stack Frames)
- Bei Programmstart erstellt und in globaler Variable gespeichert, identisch für alle Funktionen (auch nach fork)
- Funktion prüft beim Return, ob der Canary-Wert überschrieben wurde -> dann Terminierung des Programms
- Alternative: Terminator Canary, bei dem der Canary aus NULL-Terminators besteht (LF) -> verhindert Angriffe mit strcpy(), aber nicht bei gets()
- Lokale Variablen vor dem Canary können trotzdem überschrieben werden (moderne Compiler versuchen aber, Buffer so nah wie möglich am Canary zu platzieren)

Stack Canary Bypass

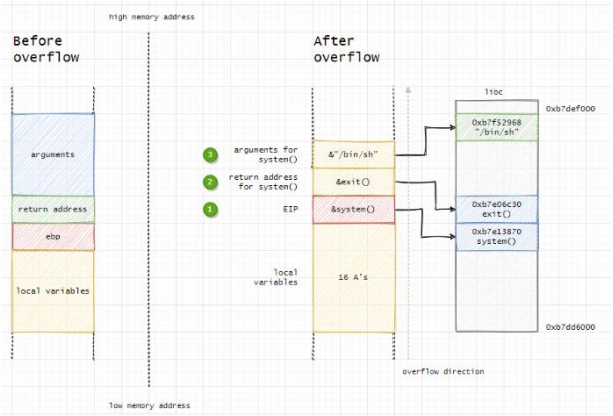
- Canary muss mit dem korrekten Wert überschrieben werden
- Information leak: Auslesen des Canary Wertes
- Brute Force: $\sim 2^{24}$ Versuche bei 32 Bit
- Byte-by-Byte Brute Force
  - Voraussetzung: Buffer Overflow mit kontrollierbarer Länge & Programm mit fork() -> Kein Absturz des kompletten Programms bei falschem Wert, nur Absturz vom geforkten Prozess
  - Für jedes Bytes nacheinander alle Werte durchprobieren, prüfen ob Programm noch läuft
  - 8*256 = 2048 Versuche

G2) NX-Bit

- Statusbit für Speicherseiten, markiert Seiten als Non-Executable
- Prozessor wirft Exception wenn Code so einer Seite ausgeführt werden soll
- Vom Betriebssystem für bspw. Stack/Heap gesetzt
- Dazu: Code Pages sind nicht schreibbar
- Einige eingebettete Systemen unterstützen das NX-Bit nicht

Bypass: Ret2Libc

- Überschreibe Return-Adresse mit Adresse von existierenden Funktionen (aus Binary, oder aus Libraries -> libc)
- Oft Aufrufen vom system() Syscall mit bin/sh als Parameter -> Shell
- „bin/sh“ steht als String in libc!
- Umgeht NX-Bit, da kein neuer Code eingeschleust wird



Verallgemeinerung: ROP

- Auch überschreiben der Return-Adresse durch existierende Funktionen (nicht zwingend aus libc)
- ROP-Chain: Sequenz von Adressen von Gadgets, Adressen von Funktionen und Parametern -> Beliebige Funktionen können hintereinander ausgeführt werden
- Je nach Calling Convention müssen Argumente auf Stack/Register übergeben werden
- Überschreiben von Registern durch ROP-Gadgets: CPU-Instruktionen, die im Programm vorhanden sind
- Beispiel: „pop rdi; ret“ überschreibt rdi und springt zur nächsten Instruktion
- Argumente auf dem Stack werden durch pop ret, oder pop pop ret etc. gelöscht
- Voraussetzung: Buffer Overflow + Libc Version kennen

G3) ASLR

- Feature auf OS-Level
- Gegenmaßnahme für ROP und Ret2Libc
- Normalerweise werden Libraries immer an dieselbe Stelle geladen
- ASLR Randomisiert Ladeadresse von libc und anderen Libraries
- Randomisiert auch Stack und Heap
- Adressen von Funktionen in den Libraries können nicht mehr hardcoded werden
- Ladeadresse von Executable nur randomisiert, wenn sie PIE-kompiliert ist

ASLR Bypass

- Information Leak, um Ladeadresse von libc zu bestimmen
- Leake Adresse bekannter Funktion, berechne mit Offset (dafür muss libc Version bekannt sein) die Ladeadresse von libc
- Leak von Heap, Stack oder GOT

3) Race Conditions

- Bug, erzeugt durch gleichzeitiges Zugreifen mehrerer Prozesse auf geteilte Resource
- Behebbar durch Synchronisation
- Automatische Erkennung schwer, manuelle Analyse erforderlich

Time-of-check-Time-of-Use (TOCTOU) Bugs

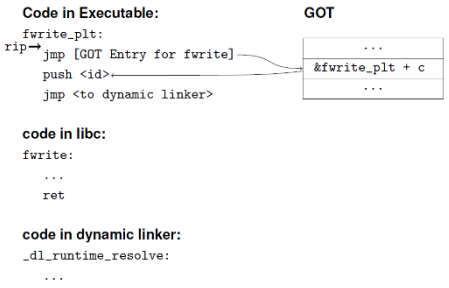
```
if (access(file, R_OK) != 0) {
 exit(1);
}

fd = open(file, O_RDONLY);
// do something with fd…
```

- Zeitraum zwischen einer Überprüfung (Time-of-check) und Verwendung des Prüfungsergebnisses (Time-of-use)
- Bsp: Angreifer verändert File zu einem symbolischen Link, auf den er eigentlich nicht zugreifen darf, nach dem Access Check -> Genaue zeitliche Abstimmung erforderlich
- Kann auch bei Single-Threading auftreten

4) Global Offset Table

- Binaries sind oft dynamisch gelinkt -> Nicht der komplette genutzte Code ist in Binary, es gibt Referenzen auf genutzte Funktionen, werden aus der Systembibliothek geladen
- Binary ist so deutlich kleiner und flexibler (Austauschbarkeit der Systemfunktion)
- Referenz kann nicht hardcoded sein, da sonst bspw. libc immer an selbe Adresse geladen werden würde

Lazy Binding



- Dynamic Linker befüllt Global Offset Table: Adresse von genutzten Funktionen zur Laufzeit
- Compiler schreibt für jede Library Funktion Dummy-Code in PLT Section der Binary
- Dieser springt in die GOT, die initial wieder auf den Dummy-Code verweist
- Dummy springt zum Dynamic Linker und löst Adresse der Funktion auf, diese wird in GOT eingetragen
- Folge: GOT ist beschreibbar

Angriffe

- Arbitrary Read: Durch Lesen von Einträgen in der GOT, Adressen von Funktionen bestimmen -> nützlich für ROP-Gadgets + Umgehen von ASLR
- Arbitrary Write: Überschreiben des GOT-Eintrags einer Funktion -> Kontrollfluss Manipulation

G4) Relocation Read-only (RELRO)

- Compileroption, verhindert GOT-Angriffe
- Linker beschreibt GOT bei Programmstart, danach wird GOT read-only
- Nachteil: Auflösen aller Adressen genutzter Funktionen braucht Zeit

G5) Position Independent Executables (PIE)

- Compile-time Feature
- Generiert Executables, die an beliebige Adressen geladen werden kann
- Adressen von Funktionen in der Binary können nicht mehr hardcoded werden
- GOT ist nicht mehr immer an derselben Stelle (Offset ist aber immer gleich)
- Genutzt vor allem für Shared Libraries, damit sie immer genutzt werden können
- Anmerkung: Leak von einer Adresse, von der man den fixen Offset zur Binary Base kennt, umgeht PIE

5) Integer Bugs

- Integer haben feste Länge in c: n bit unsigned: $[0, 2^n - 1]$ n bit signed: $[-2^{n-1}, 2^{n-1} - 1]$
- Wenn das Ergebnis einer Operation nicht darstellbar (zu groß, zu klein) ist, resultiert dies in einem Overflow
- Bsp.: Overflow bei der Berechnung der Größe für einen Buffer -> Heap Overflow Exploit

```
INT_MAX ==  2147483647 == 0x7fffffff
INT_MIN == -2147483648 == 0x80000000
INT_MAX + INT_MAX == -2
INT_MAX + 1 == -2147483648 == 0x80000000
INT_MIN + INT_MIN == 0
```

Integer Vergleiche

- Datentypen kleiner int werden zu int gecastet (char, short)
- Bei Datentypen größer gleich int wird kleinerer Datentyp zum größeren (signed) Datentyp gecastet
- Bei signed/unsigned mismatch wird zu unsigned gecastet
- Folge: Negative ints können größer als unsigned ints sein
- Beispiel: Prüfung, ob Abheben von Geld erlaubt. Kontostand unsigned, Betrag ist signed -> Unerlaubtes abheben von negativem Kontostand möglich

6) Use-after-free

- Malloc allokiert fixen Speicherbereich auf dem Heap, returned Pointer
- Free() gibt Speicherbereich wieder frei. MMU wird benachrichtigt, dass Speicherbereich nicht mehr benötigt wird und re-allokiert werden darf
- Problem: Daten bleiben erhalten, Pointer in den Speicherbereich auch (Dangling Pointer)
- Information Leak, wenn derselbe Speicherbereich neu benutzt wird
- Ausnutzbar, wenn Daten Pointer enthalten
- Gegenmaßnahme: Pointer Nullen

7) Symbolic execution, angr

- Symbolischer Ausdruck: Ausdruck der einen beliebigen Wert repräsentiert
- Symbolische Ausführung: Operationen werden auf symbolischen Ausdrücken angewandt
- Symbolische Analyse: Symbolische Ausführung -> Änderungen auf Variablen tracken (Constraints +Formeln aufstellen) -> Automatische Lösung der Constraints + Formeln
- Branching: Aktuelle Constraints kopieren, für Branch Taken/Not Taken Constraint hinzufügen, Symbolische Ausführung auf beiden Branches weiterführen
- Anzahl Branches können explodieren (bei Loops)

Angr

- Framework für Symbolic Execution
- Jede Variable ist ein Bitvektor, ob symbolisch oder konkret
- SimProcedures: Re-implementierte Library Funktionen mit weniger Komplexität -> erleichtert Symbolische Ausführung

```python
# set up angr project and input
proj = angr.Project("binary", load_options={'auto_load_libs': False})

input_length = 32
input_str = claripy.BVS("input", input_length * 8)

entry_state = proj.factory.entry_state(args=["./binary", input_str])
simgr = proj.factory.simulation_manager(entry_state)
simgr.explore(find=proj.loader.main_object.get_symbol('print_flag').rebased_addr)
```