ROP-Hunt:在应用程序中检测返回导向编程攻击

Lu Si, Jie Yu, Lei Luo, Jun Ma, Qingbo Wu, Shasha Li

国防科技大学 计算机学院 中国长沙 410073

{lusi,jackyu,luolei,majun,wuqingbo}@ubuntukylin.com,shashali@nudt.edu.cn

摘要 返回导向编程(ROP) 是一种新型漏洞利用技术，该技术通过重复使用已有的小代码序列(gadget)构造出一条 gadget 链，从而执行任意的非法操作。尽管很多防御机制已经被提出，但是一些新的 ROP 攻击的变种能够轻易绕过这些防御机制。在本文中，我们将介绍一个新工具 ROP-Hunt，它能依据正常程序与恶意 ROP 代码间的差异来防御 ROP 攻击。ROP-Hunt 利用插桩检测技术并在程序 runtime 检测 ROP 攻击。在我们的实验中，ROP-Hunt 可以在众多实例程序中检测出所有类型的 ROP 攻击。我们使用了几个原版的 SPEC2006 基准来测试 ROP-Hunt 的性能，结果表明它具有零误报率和可接受的系统开销。

关键词：返回导向编程；缓冲区溢出；检测；代码复用攻击；二进制插桩检测

一、引言

由于数据执行保护（DEP）[1]的广泛采用，确保了内存中的所有可写页面都是不可执行的，因此攻击者很难将被劫持的控制流重定向至他们自行注入的恶意代码。为了绕过 DEP 机制，代码复用攻击（CRA）被提出并成为了攻击者们的利器。攻击者们不再注入代码，而是通过复用被攻击的漏洞进程中的现有指令来构造恶意行为。Return-into-libc 技术[37]是代码复用攻击的一种简单应用，攻击者利用缓冲区溢出漏洞，将位于栈中的返回地址覆写为攻击者挑选出的将要被执行的库函数地址。传统的 return-into-libc 攻击利用 libc 函数，并不支持在受害计算机上的执行任意操作。

返回导向编程（ROP）是另一种代码复用攻击技术，它执行称为 gadget 的短指令序列，而不是执行一整个函数。它最初由 Shacham[35]提出并应用于 x86 平台，随后被拓展到其他体系结构[13,16,23,26]。ROP 已被证明可实现图灵完备计算[36]。此外，一些允许攻击者使用 ROP 自动构造任意恶意程序的工具已被开发出[22,24,33,34]。

在过去几年中，许多用于减缓基于 ROP 攻击的软硬件防御方法已被提出。例如：如果连续执行以 *ret* 指令为结尾的小指令序列，DROP [17]和 DynIMA [20]将触发警报。ROPdefender [21]则是维护一个影子栈，并验证所有返回地址。李等人[27]提出了一个用于 x86 平台的编译器，它能避免生成可用作恶意返回指令的“0xc3”字节。此外，它使用间接调用机制替换了预期的调用和返回指令。但是，这些机制只关注了以返回指令为结尾的 gadget，并不能防御其他类型，即不以返回指令为结尾的 gadget 的类 ROP 攻击。CFLocking [11]和 G-Free [30]旨在防御所有类型的 ROP 攻击，但它们需要源代码，对于实际的终端用户而言，这些源代码通常难以取得的。KBouncer [32]涵盖了所有 ROP 攻击类型，且不需要辅助信息，并实现了不错的 runtime 效率。然而，它只是监视目标关键路径上应用程序的执行流，例如系统 API，如此，它不可避免地漏掉了那些不使用这些路径的 ROP 攻击。

ROP 攻击将 gadget 链接在一起，以执行复杂的操作，它具有如下特征：gadget 长度很

短；连续的 gadget 并不在同一个例程中；它们总在某一时刻执行系统调用。基于这些特征，我们设计并实现了一个名为 ROP-Hunt 的工具，该工具通过检查程序执行的行为是否与这些特征匹配，从而对所有类型的 ROP 攻击进行动态检测。在 ROP-Hunt 中，基于危害程度，我们将 ROP 报告分为两类：*警告*和*攻击*。

总的来说，我们工作的主要贡献是：

– 统计分析了大量正常的应用程序和最新的 ROP 恶意代码，并提取了 ROP 攻击的特征。
– 提出了一种新方法，可以在不访问源代码的情况下保护传统应用程序免受所有类型的 ROP 攻击。
– 在 x86 框架的 Linux 平台上，设计并实现一个样例，即 ROP-Hunt，并评估了其安全有效性和性能开销。

本文的其余章节安排如下：在第二、三章中，我们介绍 ROP 攻击并分析其特征。ROP-Hunt 的设计和实现在第四章中介绍。第五章和第六章，分别讨论了参数选取和一种特殊的延迟 gadget。第七章介绍 ROP-Hunt 的安全性和性能评估。第八章研究 ROP-Hunt 的局限性。最后，我们在第九章总结全文并讨论有待完成的工作。

二、ROP 攻击

在不向程序地址空间注入新代码的情况下，ROP 攻击由称为 gadget 的短指令序列组成。每个 gadget 执行一些小的计算操作（例如：将两个寄存器的值相加或将某个值加载到内存）并以返回指令为结尾。我们可以将这些 gadget 链接在一起并通过向栈中写入适当的参数，实现将控制流从一个 gadget 转至另一个 gadget。

图 1 说明了一般的 ROP 攻击流程。第一步，攻击者利用漏洞程序的如缓冲区溢出这类的与内存相关的漏洞，将堆栈指针（ESP）移至第一个返回地址所在位置。例如，Aleph 在文章[31] 中，通过栈溢出覆写了函数返回地址。由于原返回地址在其所在位置被返回地址 1 覆盖，ESP 的值将自动改为此点。第二步，栈中的返回地址 1 被 pop 出栈，程序执行流将被重定向至第一个 gadget。这个 gadget 以另一个返回指令为终止，该返回指令将栈中的返回地址 2 pop 出栈（第三步），并将程序执行流重定向至下一个 gadget（第四步）。每个 gadget 就通过这种方式逐个执行，直到攻击者达到目标为止。

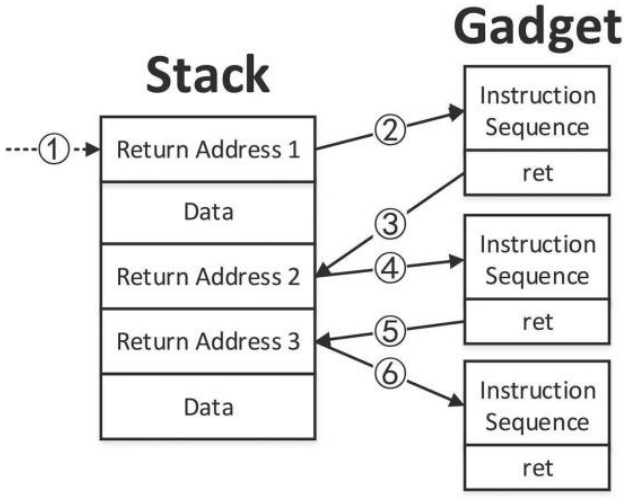
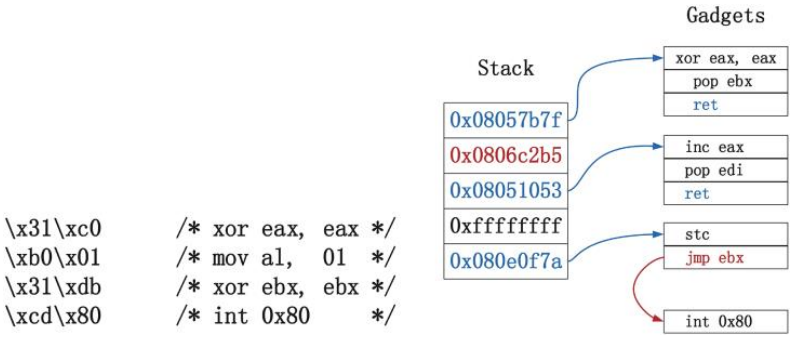


图 1 一般的 ROP 攻击

最近，一些不使用 *ret* 指令的 ROP 攻击新变种被提出。Checkoway 等人[15]发现可以通过搜寻尾随有间接跳转的 pop 指令（例如 *pop edx; jmp [edx]*）来进行返回导向编程。这种指令序列的行为类似于返回指令，亦可用于将 gadget 链接在一起。

跳转导向编程（Jump-Oriented Programming, JOP）[12]是 ROP 攻击的另一种变种，它使用寄存器间接跳转代替了返回指令。JOP 使用调度程序表来保存每个 gadget 的地址。每个 gadget 对应一个调度程序。调度程序是一段可以控制程序控制流的指令序列。调度程序用作虚拟程序计数器(PC)，将程序控制流转换为调度表中存储的地址条目，其中这些地址是特殊的、具有跳转导向功能的 gadget 的地址。在这些 gadget 的结尾，攻击者通过间接跳使程序控制流回归至调度程序。随后，调度程序将指针指向下一个 gadget。一个简单的调度程序如下：*add edx,4; jmp [edx]*。

调用导向编程（Call Oriented Programming, COP）[14]由 Nicholas Carlini 和 David Wagner 于 2014 年提出。攻击者用以间接调用指令为结尾的 gadget 代替以返回指令为结尾的 gadget。COP 攻击不需要调度程序，它通过依次将内存间接位置指向下一个 gadget 的方法，来将 gadget 链接在一起。



(a) 传统 shellcode (b)ROP 恶意代码

图 2 简单混合式 ROP 攻击

为了绕过现有的保护机制，攻击者更喜欢使用组合型 gadget。图 2 展示了一个仅由 4 个 gadget 构成的非常简单的混合式 ROP 攻击，它是由传统 shellcode[3]派生出的，在 x86 架构下，用于关闭正在运行的进程。为方便起见，我们使用系统调用 *exit(n)*（n 表示非零整数）代替 *exit(0)*。其中，寄存器 *eax* 中存储系统调用号，*ebx* 中存储参数。由于 DROP[17]和 DynIMA[20]只检测基于 *ret* 的连续的 gadget，攻击者可以利用上述简单的 ROP 恶意代码来绕过这两种防御机制。

三、ROP 攻击特征

ROP 攻击检测的关键是找出 ROP 恶意代码和普通程序代码间的差异。ROP 中的一个重要因素是 gadget 的长度。 在文章[20]中，研究者们发现 ROP 攻击中使用的指令序列长度为 2 到 5 个指令。DROP[17]也指出 gadget 中的指令数不超过 5 条。Kayaalp 等人[25]从 libc 标准库中提取了所有 gadget 并研究了其平均长度。研究结果表明，随着 gadget 长度的增加，副作用的数量呈线性增长，使得 gadget 越来越难以被利用。

在现有的检测机制中还考虑了一些其他因素。如果三个小指令序列一个接一个地被执行，DynIMA[20]将报告这是一次 ROP 攻击。Fan Yao 等人[38]发现很少有两地址相离较近的 gadget 存在。

基于编写 ROP 恶意代码的经验，我们发现了它的另外两个特性。其一，无论是以跳转还是调用指令为结尾，连续的 gadget 都不会位于同一个例程中。其二，shellcode 总是利用系统调用将控制流从用户态转移至内核态。

在计算机编程中，例程是一串代码序列，用于在程序执行期间被重复地调用和使用，在高级语言中，许多常用的例程被打包为函数。在传统的 ROP 攻击中，每个 gadget 都以返回指令为结尾，除了递归返回，在大多数情况下它们不在同一个例程中。ROPGadget[8]是一个开源的 gadget 搜索工具，我们用它从 libc 中提取 gadget，并尝试用文章[12]中提出的算法构造几段 JOP 恶意代码。我们发现在相同例程中的连续的 gadget 极难被利用。

ROP 恶意代码是由 shellcode 派生而出的，因此 gadget 的构建也是基于传统 shellcode 的。我们分析了文章[5]中全部 247 个 shellcode，发现其中 212 个至少调用了一次系统调用。其他的 shellcode 为了绕过特征检测机制，使用了加密或自修改 payload 的方式，不直接使用 *"int 0x80"*，从而避免敏感数据（如 cd 80）的出现。但无论如何，为了获得更高的权限，他们终将在 runtime 调用系统调用。文章[2]中调用了内核 *vsyscall* 函数，该函数使用 *sysenter* 指令，将控制流从在第 3 特权级运行的用户态转移至操作系统。*sysenter* 指令提供了对内核的快速访问，也可被视为另一种系统调用。

综上，我们认为（1）gadget 的大小；（2）系统调用的执行；（3）连续的候选 gadget 不在同一例程中，这三点可以作为 ROP 攻击最具代表性的特征。我们基于 ROP 恶意代码和普通程序之间存在的这三种差异，开发了一个名为 ROP-Hunt 的工具，它通过检查程序运行轨迹是否偏离正常运行路径来动态检测 ROP 攻击。我们将在下一章中展示 ROP-Hunt 的设计。

四、ROP-Hunt 设计与实现

基于 ROP 攻击的特征，我们提出了能够有效地检测 ROP 攻击的方法。由于我们假设的前提是无法访问源代码，因此我们使用了插桩检测技术，该技术允许向程序添加额外的代码以观察、调试其行为[29]。

4.1 假设及定义

在本文中，我们定义 gadget 中的指令数为 *G_size*。*G_size* 大于阈值 *T0* 的 gadget 为候选 gadget。连续候选 gadget 序列的长度定义为 *S_length*，*Max(S_length)*表示 *S_length* 的最大值。

为了模拟真实环境，我们做出如下假设：

1. 我们假设底层系统支持 DEP[1]模型，该模型禁止了可执行内存的写权限。在这种情况下，基于代码注入的攻击是不可行的。现代处理器和操作系统默认启用 DEP。
2. 我们假设攻击者能够通过缓冲区溢出[19,31,39]、字符串格式化攻击或非本地跳转缓冲区（使用 *setjmp* 和 *longjmp* [4]）来发起 ROP 攻击。
3. 我们假设攻击者在用户态下进行操作，并且利用漏洞发起的攻击不会导致权限提升。
4. 我们假设我们无法访问源代码。

4.2 系统概述

图 3 展示了 ROP-Hunt 的流程图。ROP-Hunt 根据我们在第三章中分析的 ROP 的特征动态地监视程序，并拦截系统调用指令和三个控制流敏感指令：*call*，*jmp* 和 *ret*。ROP 报告分为两类：*警告*和*攻击*。*警告*表示该进程存在严重的被 ROP 攻击的风险，但是由于它没有调用系统调用来访问底层系统源，我们认为攻击者无法利用其进行任何有意义的攻击。如果统计值越过阈值且有调用系统被调用，ROP-Hunt 将终止进程并报告这是一次*攻击*。

- *报告警告*：当 ROP-Hunt 识别到这三种指令（调用、间接跳转和返回指令）时，它会检查指令序列的长度是否大于阈值 *T0*。若非，则提取目标地址和当前指令地址（尤应重视 *ret* 指令，因为 *ret* 指令会将目标地址 pop 出栈）。随后，ROP-Hunt 会检查这两个地址是否位于同一例程中。若非，我们便将该指令序列记录为候选 gadget。接下来，我们统计连续候选 gadget 的最大长度 *S_length*。如果 *S_length* 小于或等于阈值 *T1*，我们便将潜在攻击标志置为 *True* 并发出*警告*。
- *报告攻击*：系统调用是将控制流从用户空间转移至内核空间的唯一途径。故当识别出系统调用指令时，ROP-Hunt 会检查潜在攻击标志是否为 *True*。若是，则 ROP-Hunt 将报告这是一次*攻击*并终止该进程。

4.3 实现细则

为了证明我们方法的有效性并对其进行性能评估，我们在 x86 框架 32 位版的 Ubuntu 14.04（内核版本 3.19）上开发了一个样例。我们的样例，即 ROP-Hunt，使用了二进制插桩检测框架 Pin[28]（版本 2.14）。

我们将 ROP-Hunt 直接整合到 Pin 框架中。Pin 是程序插桩检测工具，它能够检测所有实际执行的指令。Pin 有两种工作模式：探针模式和即时（Just-In-Time, JIT）模式。在 JIT 模式下，Pin 能够在处理器执行每条指令前将其拦截（包括那些令编程人员们“意想不到”的指令）。

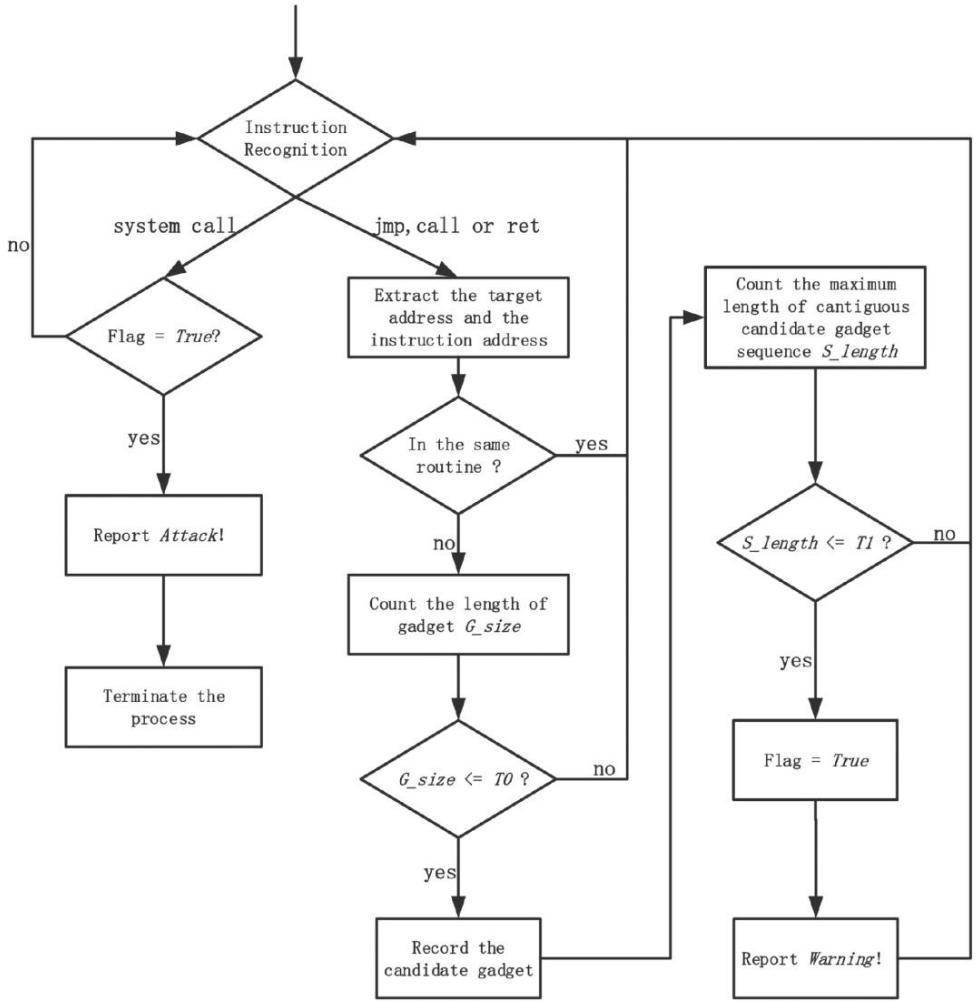


图 3 ROP-Hunt 的工作流程

要想在 runtime 检测二进制文件，我们必须确定两点：其一，代码应该被插入在什么位置；其二，在插入点应该执行什么代码。Pin 提供了名为 Pintool 的各种插桩检测工具，Pintool 由 C/C++语言编写。在使用 Pin 提供的丰富 API 的同时，用户还可以自定义插桩检测代码。我们设计并实现了自己的 Pintool 来在 Pin 框架下检测 ROP 攻击。

Runtime 系统的总体架构如图 4 所示。我们的架构由 Pin 框架和 Pintool ROP-Hunt 组成。Pin 是对二进制程序进行即时(JIT)插桩检测的引擎。Pin 框架由三部分组成：虚拟机（VM）、代码缓存和供 Pintool 调用的 API。其中，虚拟机包含 JIT 编译器、模拟器和调度程序。当程序开始运行时，各条指令先经 JIT 编译并检测，再交由调度程序激活并执行。经过编译的指令存储在代码缓存中，以便在多次调用代码段时降低性能开销。模拟器用于解释那些无法被直接执行的指令。

我们的 Pintool，即 ROP-Hunt，由记录单元和检测单元两部分组成：检测单元包含插桩检测例程和分析例程，检测单元利用各种插桩检测 API 与 Pin 进行通信；记录单元仅用于存储 runtime 中的一些统计值。

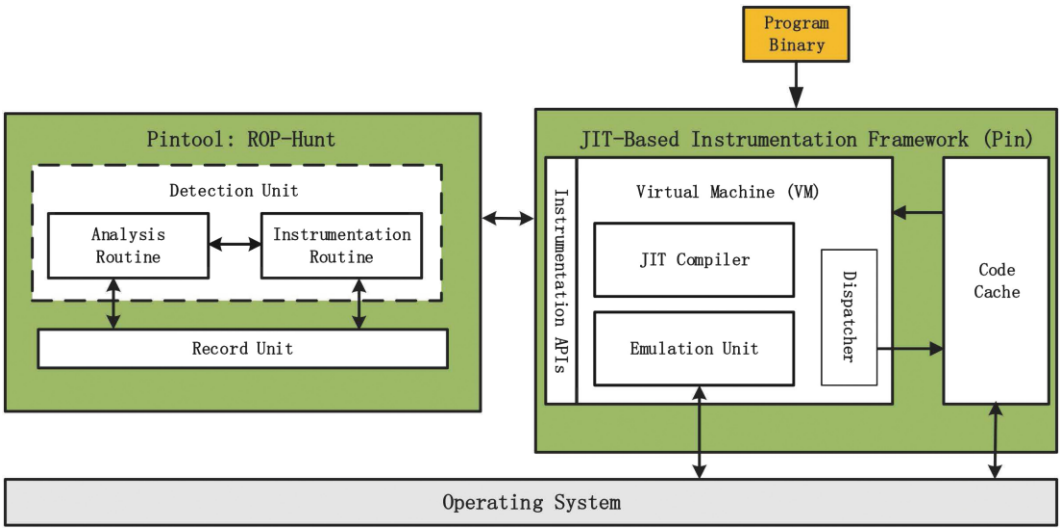


图 4 在 Pin 框架下实现的 ROP-Hunt

4.4 插桩检测例程和分析例程

据 4.1 节中所述，识别指令类型是关键点之一。ROP-Hunt 的插桩检测例程通过 Pin API 提供的检查函数 *INS_IsSyscall(INS ins)*和 *INS_IsSysenter(INS ins)*来确定当前指令是否为 *syscall* 或 *sysenter*，并通过 *INS_IsIndirectBranchOrCall(INS ins)*来确定当前指令是否为跳转指令。如果当前指令是间接跳转、调用或返回指令，我们将调用分析函数来提取该指令地址和目标地址。

ROP-Hunt 为每个例程分配一个 ID，该 ID 全局唯一，即同一个 ID 不会出现在两个内存镜像中。如果有同名例程存在于两个不同的内存镜像中（即它们在不同的地址中），那么每个例程将被分配不同的 ID。如果内存镜像被卸载然后重载，那么其中的例程 ID 极有可能与之前的 ID 不同。ROP-Hunt 使用 *PIN_InitSymbols()*函数来初始化符号表并从二进制文件中读取符号。由此，我们可以通过地址来获取例程 ID。

记录单元分别为每个线程分配数据空间。我们使用 Pin API 中的线程本地存储（TLS）来避免一个线程访问另一个线程记录的情况。

五、参数选择

能够代表 ROP 特征的因素有两个：gadget 中指令数（*G_size*）和连续候选 gadget 序列长度（*S_length*），我们必须确定这两个因素的阈值。

Gadget 大小的阈值（*T0*）会影响检测的准确度，较大的阈值通常会导致误报率较高。为寻找 *T0*，我们使用两个知名的 gadget 搜索工具 ROPGadget[8]和 Ropper[9]测量了大量正常程序中的 gadget 大小。这些程序包括/bin 和/usr/bin 目录下的 22 种 Linux 常用工具（例如 ls、grep 和 find），以及 3 个大型二进制文件（Apache Web 服务器 httpd 2.4.20、mysql 5.6 和 python 2.7）。我们总共收集了 282341 个 gadget，其中 125605 个来自 ROPGadget，156736 个来自 Ropper。如图 5 所示，最大的 gadget 大小为 10，且近乎所有 gadget 的大小都小于 8。在 Ropper 收集的 gadget 中，最大的大小为 6。我们还分析了实际 ROP 攻击中的 ROP 恶意代码，并没有发现大小超过 6 的 gadget。根据上述结果，我们可以安全地选择 7 作为 gadget 大小的阈值（*T0*）。如果指令序列的长度不超过 7，ROP-Hunt 将会视其为候选 gadget。

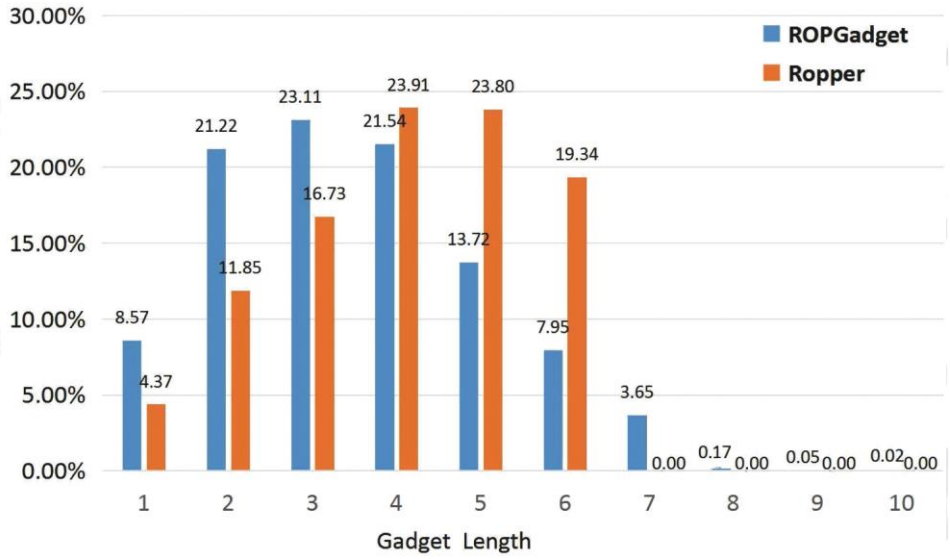


图 5 Gadget 大小的测量结果

在 ROP 攻击中，攻击者将少量 gadget 链接在一起以一次完成预期的恶意操作。为了构造一次系统调用操作，攻击者至少要用 3 个 gadget 才能将正确的参数放入参数寄存器并跳转至系统调用程序入口。我们认为，攻击者只用 3 个或更少的 gadget 无法进行任何有意义的攻击。所以，我们将阈值 *T1* 设置为 3，也就是说，ROP-Hunt 会检查连续的 gadget 是否超过 3 个。

六、延迟 gadget

正因为我们假设可用的 gadget 很短，我们才能够从正常程序中区分出攻击代码，ROP-Hunt 才能起作用。然而，高明的攻击者为了在攻击过程中绕过检测机制，可能会使用长 gadget 并容忍其带来的一些副作用。Mehmet Kyaalp 等人[25]引入了延迟 gadget，其长度足以重置【没懂 signature detector 工作原理】（长度？）特征检测器中的 gadget 计数器。他们构造一个函数调用，该调用将导致大量指令被执行。按照惯例，当函数返回时，许多寄存器（例如 *ebx*、*esi*、*edi*、*esp* 和 *ebp*）的值将会被保存。如此说来，延迟 gadget 的副作用可被

大大降低。

延迟 gadget 的目的是绕过基于长度特征检测器的检测，它既不执行任何的攻击代码，也不会破坏攻击所需的机器状态。仅通过延迟 gadget 进行 ROP 攻击是不可能的。因此，当上一个 gadget 以调用某函数的调用指令为结尾时，若该 gadget 的大小超过了阈值 *T0*，ROP-Hunt 将忽略此 gadget，并不会重置计数器【reset the counter】。但若其大小没有超过阈值 *T0*，计数器仍会加 1。

七、评估

在本章，我们将评估 ROP-Hunt 的安全有效性和性能开销。所有实验均在具有以下参数的计算机上进行：Intel Core i3 2370M CPU、4 GB RAM、32 位 Ubuntu（内核版本 3.19）。在安全性评估方面，我们通过两次真实的 ROP 攻击和一个可由输入过长参数触发简单栈缓冲区溢出的小程序来验证我们的检测方法。在性能评估方面，我们在实验中使用了 18 个 C 和 C++ SPEC CPU2006[10]基准，这些测试基准由 gcc-4.8.3 编译器编译。

7.1 安全评估

首次测试中，我们通过攻击两个实际程序：Hex-editer（2.0.20）和 PHP（5.3.6）来评估 ROP-Hunt 的有效性。上述两段 ROP 恶意代码模板可以在网站[6,7]上找到。在 PHP 的漏洞利用过程中，我们向 UNIX 套接字输入了一个超长路径名，从而触发了缓冲区溢出，然后将控制流转移至 ROP payload。Payload 中含有 31 个连续的 gadget，其中最大的 gadget 包含 7 条指令（没有超过阈值 *T0*）。因此，ROP-Hunt 发出*警告*并将潜在攻击标志置为 *True*。连续 gadget 序列的最后一个 gadget 打算调用系统调用来直接执行/bin/sh。因此，ROP-Hunt 报告了这是一次*攻击*并终止了该进程。

为了进一步评估 ROP-Hunt 的检测能力，我们使用了一个具有 strcpy 漏洞的简单目标程序（文章[31]中的示例）。该程序由 gcc-4.8.4 编译，链接的库为 glibc-2.3.5。我们使用 ROPGadget[8] 分析该程序并生成了可用的 gadget。随后我们手动挑选候选 gadget，对 Shell-Storm Linux shellcode 仓库[5]中的 30 个典型 shellcode 进行了重构，重构的 shellcode 均由以 *ret*、*jmp* 或 *call* 指令为结尾 gadget 组成。由于副作用的存在，超过 7 条指令的 gadget 极难被利用。最简单的攻击需要 4 个 gadget（大于 *T1*）。正如我们在第三章中分析的那样，所有 shellcode 均利用系统调用来完成攻击。实验结果表明，ROP-Hunt 可以无误报地检测出上述所有 ROP 攻击。

7.2 性能开销

我们选择基准工具 SPEC CPU2006 的测试套件[10]来测试 ROP-Hunt 的性能。具体来说就是在 ROP-Hunt 启用和关闭的情况下分别运行测试套件。测试结果如图 6 所示。

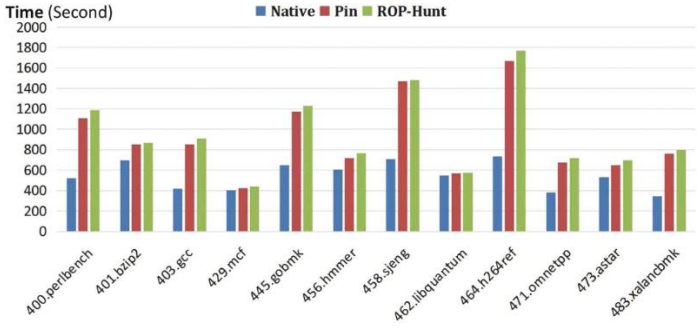


图 6. SPEC CPU2006 基准测试结果

在 ROP-Hunt 保护下运行的应用平均放缓了 1.75 倍。基准测试的放缓范围为 1.05 倍至 2.41 倍。我们将 ROP-Hunt 与其他基于插桩检测技术的 ROP 检测器进行了比较。根据文章[17,21]中的结果，在 ROPdefender 和 DROP 下运行的应用程序分别放缓 2.17 倍和 5.3 倍。文章[18]中的方法导致应用程序平均放缓 3.5 倍。

结果表明 Pin 框架本身也会带来 1.66 倍的平均放缓。我们确信，随着 Pin 框架的不断优化，ROP-Hunt 的性能也将不断提高。

八、讨论

我们设计并实现了用于在 runtime 检测 ROP 攻击的工具 ROP-Hunt。目前 ROP-Hunt 基于动态二进制插桩检测框架 Pin。尽管 ROP-Hunt 可以有效地检测 ROP 攻击，但仍存在以下局限性。其一，ROP-Hunt 仅检测 x86 架构上的 ROP 恶意代码，然而，ROP 技术并不受体系结构的限制，攻击者可重写恶意代码，并将之移植至其他体系结构。不过，诚然我们的方法也可以部署到其他架构。其二，ROP-Hunt 检测到 ROP 攻击的前提是假设全部 ROP 恶意代码均满足第五章中讨论的阈值。虽然在我们定的假设范围之外进行 ROP 攻击是极为困难的，但是理论上仍存在这种可能性。其三，ROP-Hunt 是在基于 JIT 的二进制插桩检测框架 Pin 下实现的，并造成了 1.75 倍的平均放缓。这样的性能开销，对于某些对时间要求严格的应用程序而言，也许是不能被接受的。

九、结论

ROP 是一种可绕过现有安全机制的强有力的漏洞利用技术。在本文中，我们研究并提取了 ROP 恶意代码的特征。基于识别 ROP 恶意代码在执行过程中表现出的独特固有属性，我们提出了一种新的实用方法来防御 ROP 攻击，并且无需访问受保护程序的源代码。实验结果表明，我们的样例 ROP-Hunt 成功检测出了所有 ROP 攻击，并且没有误报。ROP-Hunt 利用插桩检测技术，造成了 1.75 倍的 runtime 开销，这额外开销与同类的基于插桩检测技术的 ROP 检测工具相比，较为可观。我们计划将该样例移植至其他架构，这将是我们未来的工作内容之一。

致谢：感谢匿名评审们建设性的意见，在这些意见的指导下，本文才得以定稿。感谢国防科技大学提供了必要的实验环境，有了这样的实验环境，本文才得以完成。本项工作在国家自然科学基金委员会的大力支持下开展，授权号 61103015,61303191,61402504,61303190。

参考资料

1. Data execution prevention. http://support.microsoft.com/kb/875352/EN-US
2. Linux/x86 - /bin/sh sysenter Opcode Array Payload. http://shell-storm.org/shellcode/files/shellcode-236.php
3. Linux/x86 - sys exit(0). http://shell-storm.org/shellcode/files/shellcode-623.php
4. Setjmp - set jump point for a non-local goto. http://pubs.opengroup.org/onlinepubs/009695399/functions/setjmp.html
5. Shellcodes database for study cases. http://shell-storm.org/shellcode/
6. HT Editor 2.0.20 Buffer Overflow (ROP PoC). http://www.exploit-db.com/exploits/22683/
7. PHP 5.3.6 Buffer Overflow PoC. http://www.exploit-db.com/exploits/17486
8. ROPgadget - Gadgets finder and auto-roper. http://shell-storm.org/project/ROPgadget/

9. ROPPER - ROP GADGET FINDER AND BINARY INFORMATION TOOL.https://scoding.de/ropper/
10. Standard Performance Evaluation Corporation, SPEC CPU2006 Benchmarks. http://www.spec.org/osg/cpu2006/
11. Bletsch, T., Jiang, X., Freeh, V.: Mitigating code-reuse attacks with control-flow locking. In: Proceedings of the 27th Annual Computer Security Applications Conference, pp. 353-362. ACM (2011)
12. Bletsch, T., Jiang, X., Freeh, V.W., Liang, Z.: Jump-oriented programming: a new class of code-reuse attack. In: Proceedings of the 6th ACM Symposium on Information, Computer and Communications Security, pp. 30-40. ACM (2011)
13. Buchanan, E., Roemer, R., Shacham, H., Savage, S.: When good instructions go bad: generalizing return-oriented programming to risc. In: Proceedings of the 15th ACM Conference on Computer and Communications Security, pp. 27-38. ACM (2008)
14. Carlini, N., Wagner, D.: ROP is still dangerous: breaking modern defenses. In: 23rd USENIX Security Symposium (USENIX Security 2014), pp. 385-399 (2014)
15. Checkoway, S., Davi, L., Dmitrienko, A., Sadeghi, A.R., Shacham, H., Winandy, M.: Return-oriented programming without returns. In: Proceedings of the 17th ACM Conference on Computer and Communications Security, pp. 559-572. ACM (2010)
16. Checkoway, S., Feldman, A.J., Kantor, B., Halderman, J.A., Felten, E.W., Shacham, H.: Can DREs provide long-lasting security? The case of return-oriented programming and the AVC advantage. In: EVT/WOTE 2009 (2009)
17. Chen, P., Xiao, H., Shen, X., Yin, X., Mao, B., Xie, L.: DROP: detecting returnoriented programming malicious code. In: Prakash, A., Sen Gupta, I. (eds.) ICISS 2009. LNCS, vol. 5905, pp. 163-177. Springer, Heidelberg (2009). doi:10.1007/978-3-642-10772-6 13
18. Chen, P., Xing, X., Han, H., Mao, B., Xie, L.: Efficient detection of the returnoriented programming malicious code. In: Jha, S., Mathuria, A. (eds.) ICISS 2010. LNCS, vol. 6503, pp. 140-155. Springer, Heidelberg (2010). doi:10.1007/978-3-642-17714-9 11
19. Chen, S., Li, Z., Huang, Y., Xing, J.: Sat-based technique to detect buffer overflows in c source codes. J. Tsinghua Univ. (Science and Technology), S2 (2009)
20. Davi, L., Sadeghi, A.R., Winandy, M.: Dynamic integrity measurement and attestation: towards defense against return-oriented programming attacks. In: Proceedings of the 2009 ACM Workshop on Scalable Trusted Computing, pp. 49-54. ACM (2009)
21. Davi, L., Sadeghi, A.R., Winandy, M.: Ropdefender: adetection tool to defend against return-oriented programming attacks. In: Proceedings of the 6th ACM Symposium on Information, Computer and Communications Security, pp. 40-51. ACM (2011)
22. Dullien, T., Kornau, T., Weinmann, R.P.: A framework for automated architecture-independent gadget search. In: WOOT (2010)
23. Francillon, A., Castelluccia, C.: Code injection attacks on Harvard-architecture devices. In: Proceedings of the 15th ACM Conference on Computer and Communications Security, pp. 15-26. ACM (2008)
24. Hund, R., Holz, T., Freiling, F.C.: Return-oriented rootkits: bypassing kernel code integrity

protection mechanisms. In: USENIX Security Symposium, pp. 383-398 (2009)
25. Kayaalp, M., Schmitt, T., Nomani, J., Ponomarev, D., Abu-Ghazaleh, N.: SCRAP: architecture for signature-based protection from code reuse attacks. In: 2013 IEEE 19th International Symposium on High Performance Computer Architecture (HPCA2013), pp. 258-269. IEEE (2013)
26. Kornau, T.: Return oriented programming for the ARM architecture. Ph.D. thesis, Masters thesis, Ruhr-Universität Bochum (2010)
27. Li, J., Wang, Z., Jiang, X., Grace, M., Bahram, S.: Defeating return-oriented rootkits with return-less kernels. In: Proceedings of the 5th European Conference on Computer Systems, pp. 195-208. ACM (2010)
28. Luk, C.K., Cohn, R., Muth, R., Patil, H., Klauser, A., Lowney, G., Wallace, S., Reddi, V.J., Hazelwood, K.: Pin: building customized program analysis tools with dynamic instrumentation. In: ACM Sigplan Notices, vol. 40, pp. 190-200. ACM (2005)
29. Nethercote, N.: Dynamic binary analysis and instrumentation (2004). http://valgrind.org/docs/phd2004.pdf
30. Onarlioglu, K., Bilge, L., Lanzi, A., Balzarotti, D., Kirda, E.: G-free: defeating return-oriented programming through gadget-less binaries. In: Proceedings of the 26th Annual Computer Security Applications Conference, pp. 49-58. ACM (2010)
31. One, A.: Smashing the stack for fun and profit. Phrack Mag. 7(49), 14-16 (1996)
32. Pappas, V., Polychronakis, M., Keromytis, A.D.: Transparent ROP exploit mitigation using indirect branch tracing. In: Presented as Part of the 22nd USENIX Security Symposium (USENIX Security 2013), pp. 447-462 (2013)
33. Roemer, R.G.: Finding the bad in good code: automated return-oriented programming exploit discovery (2009)
34. Schwartz, E.J., Avgerinos, T., Brumley, D.: Q: Exploit hardening made easy. In: USENIX Security Symposium, pp. 25-41 (2011)
35. Shacham, H.: The geometry of innocent flesh on the bone: return-into-libc without function calls (on the x86). In: Proceedings of the 14th ACM Conference on Computer and Communications Security, pp. 552-561. ACM (2007)
36. Tran, M., Etheridge, M., Bletsch, T., Jiang, X., Freeh, V., Ning, P.: On the expressiveness of return-into-libc attacks. In: Sommer, R., Balzarotti, D., Maier, G. (eds.) RAID 2011. LNCS, vol. 6961, pp. 121-141. Springer, Heidelberg (2011). doi:10.1007/978-3-642-23644-0 7
37. Wojtczuk, R.: The advanced return-into-lib(c) exploits: PaX case study. Phrack Mag. 0x0b(0x3a), Phile# 0x04 of 0x0e (2001)
38. Yao, F., Chen, J., Venkataramani, G.: Jop-alarm: detecting jump-oriented programming-based anomalies in applications. In: 2013 IEEE 31st International Conference on Computer Design (ICCD), pp. 467-470. IEEE (2013)
39. Zhang, M., Luo, J.: Pointer analysis algorithm in static buffer overflow analysis. Comput. Eng. 31(18), 41-43 (2005)