

Московский Государственный Университет

Факультет Вычислительной Математики и Кибернетики

Лаборатория Вычислительных Комплексов

Курсовая Работа

Разметка программ контрольными точками для контроля
поведения приложений в подсистеме безопасности ядра
Linux.

Федор Сахаров

группа 422

Научный руководитель:

Денис Гамаюнов

Москва, 2010

Аннотация

В работе рассматривается возможность расширения функциональности механизма контроля поведения программ, используемого в SELinux, при помощи повышения гранулярности контроля поведения приложений в указанной системе за счет отслеживания внутреннего состояния программы из ядра. Предлагается делать это при помощи разметки исполнимого кода приложения контрольными точками на уровне исходных текстов.

Содержание

1	Введение.	3
2	Постановка задачи	3
2.1	Расшифровка темы	3
2.2	Актуальность	4
2.3	Цель работы	4
3	Обзор существующих систем безопасности уровня ядра ОС Linux и ОС Trusted BSD	4
3.1	SELinux	5
3.2	AppArmor	8
3.3	GRSecurity	9
3.4	Trusted BSD	10
3.5	Результаты рассмотрения существующих систем безопасности . . .	12
4	Решение задачи	12
4.1	Реализация системы контроля поведения наблюдаемого приложения	12
4.2	Выбор уязвимого сетевого приложения	13
4.3	Защита контрольных точек от модификации в процессе выполнения	14
5	Особенности реализации	15
5.1	Описание подсистемы utrace-uprobes	15
5.2	Архитектура SELinux и ее изменения.	17
6	Заключение	23

1 Введение.

Стандартные системы безопасности ОС, основы которых были заложены несколько десятилетий назад, давно не являются удовлетворительными. Система безопасности Unix предоставляет одинаковые права всем пользователям в определенной группе, все процессы, запущенные от имени конкретного пользователя, обладают его привилегиями. Любая уязвимость становится потенциальной причиной компрометации учетной записи пользователя.

В 1985 году был введен стандарт «Критерии оценки доверенных компьютерных систем» более известный под названием «Оранжевая книга». Данный стандарт получил международное признание и оказал сильное влияние на последующие разработки в области информационной безопасности. Появилось семейство так называемых "trusted" операционных систем — TrustedBSD, Trusted Solaris, Trusted UNICOS 8.0, HP-UX 10.26, PitBull for AIX 5L, XTS-400. На сегодняшний день результатами разработки более современных и продвинутых систем безопасности, работающих поверх стандартных, стали такие продукты, как SELinux (NSA, Red Hat) [1], AppArmor (Immunix, Novell) [2], GRSecurity[3], Seatbelt(Apple). Кроме этого, разработчики некоторых систем пытаются расширить стандартные системы безопасности, улучшая их и добавляя новые способы защиты.

2 Постановка задачи

2.1 Расшифровка темы

Разработать и реализовать набор инструментов для разметки приложений (исходного кода и соответствующих бинарных программ) контрольными точками (software breakpoints).

Детализация постановки:

- Разработать и реализовать набор инструментов для простановки контрольных точек в программе, а также динамической установки таких точек в работающей программе.
- Выбрать пример сетевого приложения, в котором:
 - а) есть удалённо эксплуатируемая уязвимость,
 - б) данная уязвимость позволяет нарушить конфиденциальность, целостность

или доступность системы в случае компрометации даже при наличии политики SELinux (контрпример к SELinux).

Показать, как можно расставить контрольные точки в данном приложении, чтобы ущерб от атаки был минимальным.

- Разработать и реализовать механизм защиты контрольных точек от модификации в процессе выполнения.

2.2 Актуальность

Существующие механизмы защиты ядра и контроля поведения приложений в ОС Linux (SELinux, AppArmor) имеют ряд недостатков, в частности, используемые в них методы выявления аномального поведения приложений не учитывают внутреннее состояние защищаемого приложения. В ряде случаев это накладывает сильные ограничения на допустимое поведение, что ограничивает применимость этих механизмов. Учет внутреннего состояния контролируемого приложения позволит избежать жестких обобщенных ограничений на его поведение.

2.3 Цель работы

Расширение функциональности систем защиты уровня ядра Linux (SELinux) за счет повышения гранулярности отслеживания поведения приложений и разделения их внутренних состояний. Привести актуальный пример, позволяющий показать работоспособность разработанного механизма.

3 Обзор существующих систем безопасности уровня ядра ОС Linux и ОС Trusted BSD

Сравним системы безопасности уровня ядра ОС Linux (SELinux, AppArmor, GRSecurity) и Trusted BSD. Для сравнительного анализа были выбраны следующие критерии:

Реализованные модели безопасности.

Существуют различные модели безопасности такие, как Дискреционная(DAC), Мандатная(MAC), Принудительное присвоение типов на основании определенной политики(TE), Списки контроля доступа(ACL). Данный критерий отражает реализованные в рассматриваемой системе модели безопасности.

Наличие возможности изменять матрицу доступа во время исполнения.

Во многих из упомянутых выше моделях безопасности контроль событий в системе осуществляется на основании матрицы доступа. Матрица доступа является отображением декартова произведения множеств объектов и субъектов системы на множество, элементами которого являются наборы прав. Критерий отражает, есть ли возможность изменять матрицу доступа во время исполнения.

Возможность динамической смены контекстов приложения.

Для учета внутреннего состояния приложения в процессе контроля за его поведением может быть использована динамическая смена контекста безопасности приложения. Критерий описывает, существует ли в рассматриваемой системе возможность менять права приложения в процессе исполнения.

Классы вредоносных действий, предотвращаемых системой безопасности.

Разные системы безопасности предотвращают различные классы вредоносных действий. Некоторые системы идут по пути предотвращения заранее известных действий злоумышленника, другие позволяют минимизировать нанесенный ущерб от успешной атаки. Из-за этого на практике часто приходится комбинировать различные системы безопасности.

3.1 SELinux

SELinux является системой безопасности уровня ядра Linux, основанной на подсистеме LSM. LSM позволяет создавать модули безопасности. Данные модули должны реализовывать определенную логику принятия решений о разрешении или запрещении различных взаимодействий между объектами и субъектами системы.

Под объектами системы здесь понимаются файлы, объекты межпрограммного взаимодействия, объекты сетевого взаимодействия и прочие. Субъекты представляют собой пользовательские процессы, демоны, ядро и т.д..

SELinux обеспечивает возможность комплексной защиты системы, ограничивая поведение приложений и пользователей в рамках политик безопасности. В первую очередь, SELinux направлена на борьбу с успешными атаками, в частности, с атаками нулевого дня, когда уязвимость уже известна злоумышленнику, но лекарства еще не было выпущено. В таких случаях уязвимость локализуется на уровне политики. Компания Tresys ведет подсчет конкретных случаев угроз безопасности, которые, в частности, могли быть предотвращены SELinux. В их числе: перепол-

нение буфера в Samba (may 2007), Apache DoS (jun 2007), Mambo exploit (jul 2007), hplip Security flaw (oct 2007).

Конфигурация политик является сложной задачей из-за необходимости описывать профили для каждого приложения вручную на специальном языке описания политик. Добавление новых профилей может повлечь за собой необходимость в модификации уже имеющихся профилей, что может привести к появлению ошибок и росту накладных расходов на администрирование системы.

Реализованные модели безопасности.

Принудительное присвоение типов (TE).

Основной идеей принудительного присвоения типов является явная разметка всех объектов в системе специальными структурами данных (метками безопасности), хранящими в себе информацию об атрибутах объекта, используемую при принятии решений внутри логики политики. Для процессов и объектов используется один и тот же тип атрибутов. Поэтому достаточно одной матрицы для описания взаимодействий между разными типами, при этом объекты одного типа могут рассматриваться по-разному, если их ассоциированные классы безопасности различны. Пользователи не привязаны к типам безопасности напрямую, вместо этого используется RBAC.

Ролевой контроль доступа (RBAC)

Данный метод используется для определения множества ролей, которые могут быть назначены пользователям. SELinux расширяет модель RBAC до жесткой привязки пользовательских ролей к определенным доменам безопасности, роли могут быть организованы в виде иерархии приоритетов. Такая привязка ролей к доменам позволяет принимать большинство решений на основе конфигурации TE. Контекст безопасности, кроме всего прочего, включает в себя атрибут роли.

Многоуровневая система безопасности (MLS)

SELinux предоставляет MLS для случаев, когда есть необходимость в традиционной многоуровневой системе безопасности. У объектов и субъектов могут быть различные уровни и категории. Как правило, используется лишь один уровень.

Наличие возможности изменять матрицу доступа во время исполнения.

SELinux Предоставляет возможность перезагружать политику во время работы системы.

Возможность динамической смены контекстов приложения

SELinux предоставляет разработчикам приложений инструментарий, позволяющий создавать более безопасные приложения. Этого можно достичь путем изменения текущих привилегий приложения во время его исполнения. Последнее реализуется путем изменения домена приложения. Приложение должно запросить у ядра ОС смену своего текущего домена на указанный. При этом возможность такой смены доменов должна быть явно описана в политике безопасности. Далее данный метод будет рассмотрен более подробно.

Классы вредоносных действий, предотвращаемых системой безопасности.

В отношении системы безопасности SELinux было бы неправильно говорить о предотвращении угроз. Кроме этого, система не оперирует классами угроз. Основной идеей SELinux является минимизация ущерба от успешных атак на приложение. Для этого накладываются жесткие рамки на поведение приложений.

Принципы работы

Главными элементами системы безопасности являются субъект, объект и действия. В классы объектов входят классы файлов (`blk_file`, `chr_file`, `dir`, `fd`,...), классы межпрограммного взаимодействия (`ipc`, `msg`, `msgq`, `sem`, `shm`), классы сетевого взаимодействия (`key_socket`, `netif`, `node`, `packet_socket`, `tcp_socket`), классы объектов (`passwd`), системные классы (`capability`, `process`, `Security`, `System`). Под субъектами понимаются процессы, демоны, ядро и т.д.. Действия, которые субъекты SELinux могут производить над объектами различны для различных классов объектов. Для классов файлов это, например, будут создание, исполнение, ссылки, чтение, запись, удаление.

SELinux ассоциирует атрибуты безопасности с субъектами и объектами и основывает свои решения на этих атрибутах. Атрибутами являются: идентификатор пользователя, роль и тип. Идентификатор пользователя — пользовательская учетная запись, ассоциированная с субъектом или объектом. У каждого пользователя может быть несколько ролей, но в какой-то конкретный момент времени ему может быть предписана только одна из них. Пользователь может менять роли командой `newrole`. Типы (для процессов — Домены) делят субъекты и объекты на родственные группы. Это — главный атрибут безопасности, используемый SELinux для принятия решений.

Типы позволяют помещать процессы в "песочницы" и предотвращать повышение привилегий. К примеру, роль суперпользователя — `sysadm_r`, его тип — `sysadm_t`. Политика безопасности SELinux загружается системой из бинарного файла политики, который, как правило, находится в `/etc/selinux`. Бинарная по-

литика собирается при помощи `make`, исходные коды, как правило, находятся в `/etc/selinux/${POLNAME}/src/policy`.

Инструменты работы с SELinux могут быть разделены на три категории: специальные утилиты для настройки и использования SELinux, модифицированные версии стандартных команд и программ Linux, некоторые добавочные инструменты, к примеру, для настройки и анализа политик. Среди основных команд можно выделить следующие: `chcon` – помечает файл или группу файлов указанным контекстом безопасности, `checkpolicy` – позволяет выполнять множество действий, связанных с политиками, в том числе, компиляцию политики и ее загрузку в ядро; `getenforce` — позволяет узнать в каком режиме работает SELinux, `newrole` – позволяет пользователю перемещаться между ролями; `run_init` — позволяет запускать, останавливать или контролировать сервис; `setenforce` позволяет менять режим работы системы; `setfiles` присваивает метки указанной директории и ее поддиректориям. Некоторые из измененных программ: `cron`, `login`, `logrotate`, `pam`, `ssh`. Некоторые инструменты: `Apol` – инструмент для анализа файла `policy.conf`; `SeAudit` – инструмент для анализа логов, имеющий графический интерфейс; `SeCmds`; `SePCuT` — инструмент для просмотра и редактирования файлов политик; `SeUser` — модификация пользовательских учетных записей.

3.2 AppArmor

AppArmor является системой безопасности уровня ядра ОС Linux, разрабатываемой компанией Novell. AppArmor использует LSM аналогично SELinux.

Тем не менее, данная система безопасности не использует явную разметку всех объектов в системе. Вместо этого она контролирует поведение приложений, опираясь на профили поведения приложений, описанные на некотором интерпретируемом языке. В данных файлах хранится информация, основанная на путях к объектам в файловой системе, о том, к каким объектам и с какими правами имеет доступ приложение.

В отличие от SELinux'а, в котором настройки глобальны для всей системы, профили AppArmor разрабатываются индивидуально для каждого приложения. Таким образом, гораздо меньше вероятность необходимости изменения существующих профилей при генерации новых профилей. Кроме этого, AppArmor предоставляет инструменты автоматической генерации профилей на основе поведения приложения и возможность производить контроль в двух режимах: режиме обучения и режиме принуждения.

Реализованные модели безопасности.

В AppArmor реализовано принудительное присвоение типов.

Наличие возможности изменять матрицу доступа во время исполнения

Это возможно сделать путем редактирования конфигурационных файлов политики.

Классы вредоносных действий, предотвращаемых системой безопасности

Аналогично СБ SELinux, AppArmor позволяет минимизировать ущерб от успешных атак на систему. Контроль за всеми событиями в системе производится на основании определенной администратором политики безопасности.

Возможность динамической смены контекстов приложения

Система предоставляет возможность смены текущих привилегий для веб-сервера Apache (Change Hat). Тем не менее, из-за фактического прекращения разработки AppArmor данная система так и не стала доступной для использования с произвольным приложением.

3.3 GRSecurity

GRSecurity является набором патчей ядра Linux. Основными отличительными чертами данной системы безопасности являются возможность функционировать без настройки, защита от всех видов уязвимостей, связанных с модификацией адресного пространства процесса, возможность определять списки доступа и способность функционировать на различных аппаратных архитектурах.

Обнаружение атак на приложения осуществляется системой аудита. Механизм предотвращения атак реализован в PaX. Механизм ограничения действий приложений реализован в списках контроля доступа (Access Control Lists).

ACL представляет собой вариант матрицы контроля доступа, где с каждым объектом ассоциируется множество пар. Каждая из этих пар содержит субъект и набор правил.

PaX является набором патчей ядра, которые позволяют предотвращать атаки, связанные с модификацией адресного пространства приложений. Существует три класса угроз, предотвращением которых занимается PaX. Это внедрение и исполнение кода с повышенными привилегиями, исполнение кода самого процесса путем изменения нормального течения исполнения процесса, нормальное ис-

полнение программы, но над данными, для которых предусмотрены повышенные привилегии.

Несмотря на то, что система может функционировать без дополнительного администрирования политики безопасности, при необходимости, можно вносить изменения в политику. Во многом язык описания политик схож с языком в AppArmor.

Реализованные модели безопасности

В GRSecurity реализована модель принудительного контроля доступа на основании списков контроля доступа (ACL). Кроме этого, реализованы методы рандомизации ключевых локальных и сетевых информационных данных, ограничения на /proc, контроль сетевых сокетов, добавочные функции аудита.

Наличие возможности изменять матрицу доступа во время исполнения
Отсутствует.

Возможность динамической смены контекстов приложения
Отсутствует.

Классы вредоносных действий, предотвращаемых системой безопасности.

Позволяет заблокировать вредоносные действия, связанные с модификацией содержимого памяти внедрением вредоносного кода и последующим его исполнением.

К классам предотвращаемых вредоносных действий относятся

- Внедрение кода в приложение.
- Изменение нормального течения исполнения процесса.
- Исполнение программы с повышенными привилегиями.

3.4 Trusted BSD

TrustedBSD является проектом разработки расширения существующей системы безопасности FreeBSD, который включает в себя расширенные атрибуты UFS2, списки контроля доступа, OpenPAM, аудит событий безопасности с OpenBSM, мандатное управление доступом и TrustedBSD MAC Framework. Расширенные атрибуты UFS2 позволяют ядру и пользовательским процессам пометать файлы именованными метками. В этих метках хранятся данные, необходимые системе

безопасности. ACL и метки MAC в их числе. Списки контроля доступа являются расширениями дискреционного контроля доступа. Аудит системных событий позволяет вести избирательный аудит важных системных событий для последующего анализа, обнаружения вторжений, и мониторинга. Начиная с версии 5.0 в ядре FreeBSD появилась поддержка MAC Framework, прошедшая испытания в TrustedBSD. Данная подсистема позволяет создавать политики, определяющие принудительное присвоение доменов и типов (DTE), многоуровневую систему безопасности (MLS). MLS предоставляет интерфейсы управления этой подсистемой, примитивы для синхронизации, механизм регистрации политик, примитивы для разметки объектов системы, разные политики, реализованные в виде модулей политики MAC и набор системных вызовов для приложений. При регистрации политики, происходит регистрация специальной структуры (`struct mac_policy_ops`), содержащей функции MAC framework, реализуемые политикой.

Реализованные модели безопасности

В системе реализованы списки контроля доступа (ACL), мандатный контроль доступа (MAC), аудит событий безопасности.

Наличие возможности менять матрицу доступа во время исполнения

Такая возможность отсутствует.

Возможность динамической смены контекстов приложения

Фреймворк MAC позволяет реализовать в модуле безопасности возможность изменения приложением собственных прав. При этом, аналогично SELinux, приложение должно быть модифицировано соответствующим образом для использования данной возможности.

Классы угроз

Аналогично SELinux и AppArmor, TrustedBSD позволяет накладывать жесткие ограничения на поведение приложений. Эти ограничения описываются в политике безопасности системы. Основной целью ограничения поведения приложений является минимизация ущерба от атак "нулевого дня".

3.5 Результаты рассмотрения существующих систем безопасности

Система Безопасности	Модели	Возможность менять матрицу доступа в процессе выполнения	Динамическая смена контекстов	Классы вредоносных действий, предотвращаемых системой
SELinux	TE, MAC, RBAC	Существует	Существует	Минимизация ущерба от успешных атак
AppArmor	TE	Существует	Существует только для сервера Apache	Минимизация ущерба от успешных атак
GRSecurity	ACL	Отсутствует	Отсутствует	Внедрение кода в приложение и его исполнение, изменение нормального течения исполнения приложения, исполнение с повышенными привилегиями
Trusted BSD	MAC, ACL, RBAC, Audit	Отсутствует	Существует	Минимизация ущерба от успешных атак

Существующие системы безопасности уровня ядра ОС Linux предоставляют широкие возможности контроля за поведением приложений. В частности, SELinux и Trusted BSD предоставляют возможность создавать приложения, интегрированные с этими системами безопасности. Тем не менее, рассмотренные механизмы уровня ОС не позволяют динамически менять права доступа приложения в зависимости от его состояния. Данная работа направлена на увеличение дискретности контроля поведения приложений за счет использования информации об их внутреннем состоянии.

4 Решение задачи

4.1 Реализация системы контроля поведения наблюдаемого приложения

Результатом работы прошлого года стали изменения в ядре Linux, позволяющие динамически переключать контексты приложения. Изменения были внесены в ядро версии 2.6.26. Также было предложено использовать подсистемы utrace и uprobes для простановки контрольных точек в наблюдаемом приложении.

В этом году был реализован модуль ядра, позволяющий динамическую смену контекста безопасности приложения при прохождении исполнения через кон-

трольные точки. В связи с переносом всего решения на ядро версии 2.6.32 возникла необходимость полностью переделать работу проделанную в прошлом году. Реализацию указанного модуля можно разделить на две составляющие.

Первой из них является использование систем `uprobes` и `utrace` для расстановки контрольных точек в наблюдаемых процессах. Были реализованы списки наблюдаемых процессов, списки контрольных точек в этих процессах, функции обработчики событий происходящих в наблюдаемых процессах.

Второй частью является полностью переделанная из-за переноса на ядро новой версии система поддержки динамических изменений контекстов SELinux. Эта система используется в реализованном модуле для обработки событий перехода процесса в новое состояние, которые предусматривают смену политики, применяемой к приложению.

Кроме этого было решено отказаться от модификации синтаксиса политик SELinux с целью сделать изменения вносимые в исходную систему минимальными. Вместо этого были реализованы интерфейсы получения из пользовательского пространства всей необходимой информации о наблюдаемых процессах и контрольных точках в них.

4.2 Выбор уязвимого сетевого приложения

Для доказательства актуальности разработанного механизма контроля и его корректной работы, необходимо продемонстрировать пример уязвимого приложения, которое является уязвимым несмотря на наличие политики SELinux, а реализованное средство позволяло бы минимизировать эффект от успешной атаки на данное приложение.

В качестве примера такого приложения был выбран сетевой демон OpenSSH. OpenSSH является типичным примером приложения, работающего с системными правами и с практически полным набором разрешающих прав SELinux. В том числе, в случае успешной атаки на буфер, политика SELinux, применяемая к данному приложению не запрещает злоумышленнику получить удаленный шелл, сделав вызов `system()` в уязвимом процессе. Это логично, так как демону `ssh` необходимы права на вызов функций `fork()` и `exec()`.

Тем не менее, пример уязвимости в этом приложении должен быть достаточно простой для эксплуатации.

За последнее время в указанном приложении не было обнаружено таких уязвимостей, поэтому было решено внести такую уязвимость в код приложения вруч-

ную.

В ходе более пристального исследования архитектуры OpenSSH оказалось, что разработчики реализовали разбиение приложения на состояния, обладающие различными правами. Технически это осуществляется при помощи порождения новых процессов с меньшими привилегиями, которые обрабатывают пользовательский ввод, операции с сетью и криптоалгоритмы. Эти новые процессы меняют свою корневую директорию на `/var/empty` делая невозможным запуск любых процессов из кода этого дочернего процесса, в том числе, в случае успешной атаки на обнаруженные в нем уязвимости.

Это существенно осложняет реализацию искусственного внесения уязвимостей в OpenSSH. Кроме того, описанная выше архитектура ставит под сомнение сам выбор OpenSSH в качестве требуемого примера. Кроме этого, стоит отметить, что множество других защитных механизмов, работающих в Linux делают искусственное внесение уязвимости в приложение достаточно сложным процессом. В числе таких механизмов можно отметить различные системы защиты стека от исполнения и подмены адреса возврата из функции, рандомизацию адресного пространства, права чтение, запись и исполнение различных секций памяти процесса.

Из-за указанных технических сложностей на данный момент не удалось привести требуемый пример уязвимого приложения.

4.3 Защита контрольных точек от модификации в процессе выполнения

При использовании контрольных точек сразу возникает вопрос в возможности их модификации и фальсификации злоумышленником. Для успешности контроля переходов приложения в новые состояния мы должны быть уверены в подлинности контрольных точек.

В реализации работы контрольной точкой является инструкция прерывания, записываемая в сегмент кода процесса. Очевидно, что сегмент кода не является модифицируемым, что позволяет считать контрольные точки надежными.

5 Особенности реализации

5.1 Описание подсистемы utrace-uprobes

Как было сказано ранее, система utrace-uprobes используется для определения "попадания" на контрольные точки. При этом utrace предоставляет средства создания отладчиков в виде модулей ядра, в то время, как uprobes использует utrace для расставления точек останова в теле процесса и наблюдения за попаданием исполнения на них. Рассмотрим особенности использования этой системы более подробно. Как было сказано выше, utrace является подсистемой ядра, позволяющей создавать отладчики, работающие в пространстве ядра в виде модулей. При этом, модуль должен реализовать некоторые функции-обработчики событий, происходящих в отлаживаемом приложении.

Пример:

```
u32 (*report_syscall_entry)(struct utrace_attached_engine *engine,
                           struct task_struct *tsk,
                           struct pt_regs *regs);
```

Как только отлаживаемый процесс совершит системный вызов, будет вызвана соответствующая функция отлаживаемого движка - `report_syscall_entry()` (разумеется, если она была зарегистрирована). Вызов данного обработчика происходит до выполнения системного вызова, отладчик может безопасно получать доступ к остановленному отлаживаемому процессу. Функция-обработчик возвращает битовую маску, которая определяет, что должно произойти далее — можно изменять состояние отладки, прекращать отладку, скрывать событие от других отладочных движков и многое другое.

Отладочный движок регистрируется следующей функцией:

```
struct utrace_attached_engine *
utrace_attach(struct task_struct *target, int flags,
              const struct utrace_engine_ops *ops,
              unsigned long data);
```

Данный вызов ассоциирует отладочный движок к указанным процессом. Возможна регистрация более чем одного отладочного движка для одного и того же процесса — серьезное отличие от `ptrace()`. Только что зарегистрированный движок

ничего не делает и находится в состоянии idle. Для запуска необходимо указать соответствующие флаги в вызове функции

```
int utrace_set_flags(struct task_struct *target,
                    struct utrace_attached_engine *engine,
                    unsigned long flags);
```

Существует специальный флаг - `UTRACE_EVENT(QUIESCE)`, который может переключать процесс в состояние ожидания. В общем случае, все операции с процессом в первую очередь требуют установки этого флага, после чего можно ожидать исполнения коллбека `report_quiesce()`, который извещает об остановке процесса. Есть множество других событий, извещения о которых могут быть получены отладочным движком. В их числе `fork()`, `exec()`, получение сигнала, завершение процесса, вызов системного вызова и др..

Uprobes.

Uprobes является клиентом системы utrace и входит в состав утилит для наблюдения за событиями в системе Systemtap в качестве модуля ядра. Кроме этого, существуют патчи, позволяющие интегрировать uprobes непосредственно в ядро Linux. Основной функцией данного набора функций является обеспечение возможности проставления контрольных точек в код отлаживаемого процесса и регистрация функций, обрабатывающих события, связанные с данными точками. Есть два типа таких контрольных точек: uprobes и uretprobes. Uprobe может быть установлена на любой адрес в виртуальном адресном пространстве процесса и сработает при попадании исполнения на инструкцию, расположенную по этому адресу. Uretprobe сработает при завершении работы указанной функции в отлаживаемом процессе. При регистрации точки останова, uprobes сохраняет копию инструкции, расположенной по этому адресу в приложении, останавливает его исполнение, заменяет первые байты по этому адресу на инструкцию точки останова (int3 на i386 x86_64) и вновь запускает исполняемое приложение. Когда исполнение попадает на эту инструкцию, срабатывает ловушка и генерируется сигнал SIGTRAP. Uprobes получает этот сигнал и находит связанную с ним точку останова и ее функцию-обработчик. Отлаживаемый процесс будет остановлен до завершения работы функции-обработчика. После завершения работы функции-обработчика uprobes исполняет сохраненную команду, которая первоначально располагалась по адресу точки останова в пользовательском процессе и вновь запускает пользовательский процесс.

Регистрация контрольной точки может быть произведена с помощью функции

```
#include <linux/uprobes.h>
int register_uprobe(struct uprobe *u);
```

Будет установлена точка останова в виртуальном адресном пространстве процесса `u->pid` по адресу `u->vaddr` и с обработчиком `v->handler`, который может быть определен следующим образом:

```
#include <linux/uprobes.h>
#include <linux/ptrace.h>
void handler(struct uprobe *u, struct pt_regs *regs);
```

При завершении отлаживаемого процесса, либо при вызове функции `exes()` `uprobes` автоматически удаляет все контрольные точки и их обработчики. При выполнении вызова `fork()` во вновь созданном процессе удаляются все контрольные точки.

5.2 Архитектура SELinux и ее изменения.

Рассмотрим более подробно архитектуру SELinux, существующую систему динамической смены контекста и изменения, которые были в нее внесены.

Итак, как уже было сказано, в SELinux три атрибута безопасности: идентификатор пользователя, роль и тип вместе образуют так называемый контекст безопасности. SELinux хранит контексты безопасности в своих таблицах, каждая запись в которых определяется идентификатором безопасности, (SID), который представляет собой целочисленную переменную. Разным контекстам ставятся в соответствие разные идентификаторы безопасности. При этом Security Server принимает все решения, описанные в логике политики на основании двух идентификаторов взаимодействующих объектов.

SELinux состоит из следующих основных компонент:

- Код в ядре (Security Server, hooks, selinuxfs)
- Библиотека для взаимодействия с ядром
- Политика безопасности
- Различные инструменты
- Размеченные файловые системы

Код в ядре

Задачей SELinux в ядре является наблюдение за событиями в системе и принятие решений о разрешении различных операций в соответствии с политикой безопасности. Кроме этого, Security Server ведет логи для определенных разрешенных или запрещенных операций, список которых описан в политике. Кроме этого Security Server заполняет соответствующие структуры безопасности в запускаемых приложениях. Такой структурой является следующая структура:

```
struct task_security_struct {  
    u32 osid;  
    u32 sid;  
    u32 exec_sid;  
    u32 create_sid;  
    u32 keycreate_sid;  
    u32 sockcreate_sid;  
};
```

На нее указывает поле security в структуре task_struct. Поля структуры безопасности включают в себя следующую информацию:

Поле	Описание
osid	Старый идентификатор, который был у процесса, до выполнения execve.
sid	Текущий идентификатор
exec-sid	Идентификатор, использующийся для определения прав на выполнение exec.
create_sid	Идентификатор, которым будут помечены объекты ФС, создаваемые данным процессом
keycreate_sid	Идентификатор, который будет присвоен ?
sockcreate_sid	Идентификатор для сокетов данного процесса.

В нашем случае интересно поле sid. Именно на основании значения данного поля в Security Server принимаются решения согласно логике политики SELinux.

Библиотека работы с интерфейсами SELinux Данная библиотека (libselinux.so) используется большинством из компонент SELinux, находящихся в пользовательском пространстве.

Политика безопасности SELinux Сервер безопасности принимает все свои решения на основании политики безопасности, описанной администратором системы.

мы. При запуске системы SELinux загружает политику безопасности из бинарного файла, который, как правило находится в `/etc/security/selinux`.

Динамическое переключение контекстов в SELinux

Как уже упоминалось выше, в SELinux существует метод динамического переключения контекста. Рассмотрим его более подробно. Данная система предполагает, что приложение должно быть тесно интегрировано с существующей политикой и в зависимости от своего текущего состояния сообщать SELinux о смене контекста. Такой подход позволил бы создавать более безопасные приложения, при разработке которых возможно было бы выделять состояния, в которых приложению нужны различные минимальные права. Такими интерфейсами стали функции

```
#include <selinux/selinux.h>
```

```
int getcon(security_context_t *context);
int getprevcon(security_context_t *context);
int getpidcon(pid_t pid, security_context_t *context);
int getpeercon(int fd, security_context_t *context);
int setcon(security_context_t context);
```

Основной целью данной системы является предоставление возможности доверенному приложению изменять свои права непосредственно в процессе исполнения, отказываясь от определенных прав, когда они не нужны и запрашивая некоторые права, когда в них есть необходимость.

Эта система появилась несмотря на то, что основной идеологией безопасного программирования с участием SELinux является разбиение приложения на некоторое количество меньших приложений, за поведением которых гораздо легче наблюдать, при этом у каждого из них могут быть различные права. Причиной создания системы стал тот факт, что многие приложения по тем или иным причинам не могут быть спроектированы таким образом.

Данная система реализована следующим образом. Упомянутые выше функции пишут контекст безопасности, который является строкой символов, в `/proc/PID/attr/current`. Для того, чтобы приложение могло использовать указанные функции в политике для него должно быть описано соответствующее разрешение, которое выглядит следующим образом:

```
allow XXX_t self:process setcurrent
```

Но данное предложение, по сути, всего лишь разрешает приложению использовать интерфейсы динамического изменения типа, никак не определяя, в какой контекст может перейти приложение. За это отвечает предложение следующего вида:

```
allow XXX_t YYY_t:process dyntransition
```

Важно отметить, что логика работы Security Server в данном случае такова, что решения относительно возможности приложения динамически менять свой домен на указанный принимаются независимо от смены домена при вызове `exec*`.

Рассмотрим, что происходит в ядре при динамической смене контекста приложения. Как уже было сказано, SELinux использует набор интерфейсов LSM. При записи в указанный выше интерфейс `/proc/PID/attr/current`, цепляется функция `security_setprocattr()`, которая производит определенные проверки на основании политики, и в том случае, если в политике описана возможность такого изменения контекста, производится все необходимые действия. Важной особенностью является тот факт, что такие изменения невозможны для многопоточных приложений. Это является весьма логичным ограничением, так как множество нитей одного процесса используют одно и то же пространство памяти и гарантировать реальное разделение данных невозможно.

SELinux реализует функцию LSM `security_setprocattr()` методом `selinux_setprocattr()`.

```
static int selinux_setprocattr(struct task_struct *p,  
    char *name, void *value, size_t size)
```

Аргументами этой функции является процесс, смену контекста которого нужно произвести, опция того, что в контексте нужно менять (поля в структуре `task_security_struct`), сам контекст в своем строковом представлении, и длина строки представления контекста. В первую очередь проверяется, что тот процесс, в котором происходят изменения — текущий процесс. Далее проверяется возможность процесса менять указанное поле в своей структуре безопасности. После этого функция ставит целочисленный идентификатор безопасности в соответствие строковому представлению контекста. После этого проверяется возможность смены контекста на указанный и в случае, если это возможно, текущий идентификатор безопасности в структуре процесса меняется на полученный из строкового представления процесса.

Изменения в коде ядра. Особенностью реализации LSM является то, что доступ к реализации методов безопасности имеет лишь код ядра, они не экспортируются для модулей. При этом есть некоторые функции, которые экспортируются из SELinux, они описаны в файле `./linux/security/selinux/exports.c`. Предлагается перенести реализацию методов изменения контекста и получения информации о контексте приложения из `selinux/hooks.c` в сам сервер безопасности в `selinux/ss/services.c` и экспортировать их в ядро из `exports.c`. При этом вместо функций, реализующих реакцию на запись в интерфейсы `/proc/PID/` в `hooks.c` предлагается заменить заглушками, которые ничего не делают. Действительно, отсутствует необходимость в двух механизмах смены доменов приложений, кроме этого, было бы правильно полностью убрать получение информации об изменении доменов от самих пользовательских приложений из ядра. Таким образом в `exports.c` появятся две новые функции

```
int selinux_kern_getprocattr(struct task_struct *p,
                             char *name, char **value)
{
    if (selinux_enabled)
        return security_kern_getprocattr(p, name, value);
    else {
        *value = NULL;
        return 0;
    }
}
EXPORT_SYMBOL_GPL(selinux_kern_getprocattr);

int selinux_kern_setprocattr(struct task_struct *p,
                             char *name, void *value, size_t size)
{
    if (selinux_enabled)
        return security_kern_setprocattr(p, name, value, size);
    else {
        value = NULL;
        return 0;
    }
}
EXPORT_SYMBOL_GPL(selinux_kern_setprocattr);
```

Данные функции позволяют получать и изменять контекст приложения из модуля.

Конфигурационный файл для модуля

Конфигурационный файл, из которого модуль ядра должен получать информацию об адресах точек останова и изменениях контекстов безопасности имеет простую структуру. Он содержит структуры данных:

```
typedef struct dyntran_info {
    uint32_t ssid;
    uint32_t tsid;
    long     bpt;
}dyntran_info_t;
```

Преимущества создания такого бинарного файла в следующем: в ядро попадает информация уже в той форме, в которой ее удобно представлять и осуществлять все необходимые манипуляции. В противном же случае приходилось бы при загрузке файла, содержащего символьную информацию производить массу операций связанных с определением наличия указанных контекстов в политике. При работе модуля приходилось бы постоянно производить приведение целочисленных идентификаторов к их строковому представлению и обратно.

Получить целочисленное представление контекста безопасности из строкового можно при помощи функции

```
#include <sepol/policydb/services.h>

int sepol_context_to_sid(const sepol_security_context_t scontext, /*IN*/
    size_t scontext_len, /* IN */
    sepol_security_id_t * out_sid); /* OUT */
```

Используя лексический и синтаксический разбор строится бинарный файл с указанной структурой. При этом, данная утилита тесно интегрируется с политикой. Стоит отметить, что создание конфигурационного файла, отдельного от политики позволяет применять все изменения в нем прямо на ходу, без пересборки основной политики и без перезагрузки системы. В ряде случаев это помогает экономить время и не останавливать работу системы.

Проведем несколько тестов компилятора конфигурационных данных. Рассмотрим его на следующем файле, который содержит некоторую информацию о двух изменениях типов.

```
system_u:system_r:kernel_t system_u:object_r:security_t 080456AA
system_u:object_r:fs_t      system_u:object_r:file_t      0804234B
```

Если запустить в отладочном режиме `checkpolicy` и проверить идентификаторы, соответствующие данным строковым контекстам, мы обнаружим, что они равны 1,2,4 и 5. Дадим на вход нашему модулю данный файл. На выходе получим (с отладочными комментариями)

```
Got token:system_u:system_r:kernel_t
The sid of the token is: 1
Got token:system_u:object_r:security_t
The sid of the token is: 2
Got token:080456AA
The address of the bpt is 134502058
Got token:system_u:object_r:fs_t
The sid of the token is: 4
Got token:system_u:object_r:file_t
The sid of the token is: 5
Got token:0804234B
The address of the bpt is 134488907
```

Очевидно, что транслятор работает правильно. Заметим, что он должен статически связываться с `libsepol` — библиотекой работы с бинарными файлами политик.

6 Заключение

Предложенный метод решения задачи позволяет осуществлять контроль за состояниями приложения во время исполнения.

Метод проставления контрольных точек на уровне исходных текстов приложения позволяет отслеживать изменения состояний исходных приложений, без необходимости их изменять. В данной работе задача получения адресов контрольных точек решена при помощи использования расширений компилятора GCC для создания секции, содержащей адреса в виртуальном адресном пространстве приложения. В тех случаях, когда нет доступа к исходным текстам данная задача может быть решена при помощи отладки приложения.

Разработанная программная инфраструктура поддержки контроля состояния приложения по контрольным точкам использует существующие решения, в числе которых система разработки отладчиков, работающих в пространстве ядра, существующая в SELinux система динамических изменений контекстов. Система контроля за состоянием приложения может быть сравнительно легко расширена

до контроля за несколькими процессами, в том числе и за процессами, порожденными вызовами `fork/exes`.

Список литературы

- [1] Официальная документация SELinux [HTML]
(<http://www.nsa.gov/research/selinux/docs.shtml>)
- [2] Документация по проекту AppArmor [HTML]
(http://en.opensuse.org/AppArmor_Geeks)
- [3] Сайт проекта GRSecurity [HTML]
(<http://pax.grsecurity.net/>)
- [4] Jonathan Corbet, Greg Kroah-Hartman, Allesandro Rubini Linux Device Drivers, O'Reilly, 2005. 640 с.
- [5] Daniel P. Bovet, Marco Cesati, Understanding the Linux Kernel, O'Reilly, 2002, 568 с.
- [6] Страница utrace [HTML]
(<http://people.redhat.com/roland/utrace/>)