

Министерство науки и высшего образования Российской Федерации
Санкт-Петербургский политехнический университет Петра Великого
Институт компьютерных наук и технологий
Высшая школа киберфизических систем и управления

Работа допущена к защите

Директор ВШ КФСУ

_____ В. П. Шкодырев

«___» _____ 2023 г.

ВЫПУСКНАЯ КВАЛИФИКАЦИОННАЯ РАБОТА БАКАЛАВРА

РАЗРАБОТКА И ПРИМЕНЕНИЕ МЕТОДОВ ЗАЩИТЫ ПРОГРАММЫ ОТ ОТЛАДЧИКА

направление: 27.03.04 – Управление в технических системах

профиль: 27.03.04_05 – Интеллектуальные системы обработки
информации и управления

Выполнил

студент гр. 3532704/90501

К. П. Шкалин

Руководитель

Доцент

В. Ю. Сальников

Консультант

по нормоконтролю

Л. А. Киселёва

Санкт-Петербург
2023

Реферат

42 с. , 9 рис. , 2 таб. , 2 прил.

ОТЛАДЧИК, АССЕМБЛЕР, РЕ-ФОРМАТ, WINAPI, ЗАЩИТА ПРОГРАММЫ

В данной работе проектируется механизм защиты программы от изменения ее исходного кода. Механизм основан на нахождении контрольной суммы секции кода. Алгоритм нахождения контрольной суммы реализован на языке ассемблера. Для проведения тестирования написана программа на языке С. Реализованы модули на языке С++, предоставляющие набор функций для работы с секциями РЕ-файла.

Abstract

42 p. , 9 pic. , 2 tab. , 2 app.

DEBUGGER, ASSEMBLER, PE-FORMAT, WINAPI, PROGRAM PROTECTION

In this paper, a mechanism is designed to protect the program from changing the source code. The mechanism is based on finding the CRC of text section. The algorithm for finding the CRC is implemented in assembly language. A program for testing is developed in C. Modules are implemented in C++ language, providing a set of functions for working with sections of a PE-file.

Содержание

Введение.....	5
1. Общие сведения о работе отладчика	6
1.1 Принципы работы отладчика.....	6
1.2 Трассировка	7
1.3 Точки останова.....	8
1.3.1 Программные точки останова.....	9
1.3.2 Аппаратные точки останова.....	9
1.4 Наиболее распространенные отладчики	10
1.4.1 SoftICE	10
1.4.2 IDA Pro	11
1.4.3 WinDBG	11
1.4.4 OllyDBG	12
1.5 PE формат	12
2. Проектирование методов защиты от отладчика	14
2.1 Обзор методов защиты от отладчика	14
2.1.1 Возможности предоставляемые операционной системой.....	14
2.1.2 Замер времени выполнения	15
2.1.3 Нахождение контрольной суммы участка кода	16
2.2 Нахождение необходимой секции в памяти	16
2.3 Нахождение базового адреса загрузки	18
2.4 Таблица базовых релокаций.....	18
2.5 Отличия для 64-разрядных приложений.....	20
2.6 Отказ от классических функций.....	21
3. Реализация	22
3.1 Алгоритм нахождения контрольной суммы	22
3.2 Реализация алгоритма	24
3.3 Набор классов для нахождения контрольной суммы.....	26
4. Тестирование программы безопасности	29
Заключение	35
Список литературы	35
Приложение А Таблицы с описанием структур из секции релокаций.....	37
Приложение В Листинг макроса для нахождения контрольной суммы ...	39

Введение

В современном мире многие общественные процессы приобретают цифровую форму. Так, например, банковские операции, беспилотные автомобили, умные дома, хранилища информации о частной жизни людей имеют программно-информационные аспекты. В связи с этим становится очевидной актуальность обеспечения информационной безопасности.

Зачастую злоумышленники получают доступ к конфиденциальным данным по средствам нахождения уязвимостей в программном обеспечении. Также злоумышленники могут изменять исходный код программного обеспечения для устранения частей, отвечающих за защиту, с целью дальнейшего незаконного распространения данной программы. И в первом, и во втором случае применяется программа, называемая отладчиком.

Изначально разработанные для упрощения процесса поиска ошибок в собственных программах, отладчики получили широкое распространение как инструмент взлома.

Целью данной работы является разработка методов обеспечения защиты программы от взлома отладчиком. Данные методы должны как обеспечивать обнаружение факта работы программы под отладчиком, так и препятствовать самому процессу отладки.

В связи с этим были поставлены следующие задачи:

- Изучить алгоритм действия отладчика.
- Разработать алгоритм защиты от отладчика.
- Реализовать полученный алгоритм, обеспечив при этом достаточный уровень скрытности.
- Провести тестирование полученной системы защиты.

1 Общие сведения о работе отладчика

Данная глава включает в себя общие сведения о работе отладчика, которые затем будут использованы для защиты программ от него же. Помимо этого рассматривается структура исполняемого файла в операционной системе Windows.

1.1 Принципы работы отладчика

Отладчик — это программа, которая упрощает разработку программного обеспечения, предоставляя разработчику способы поиска ошибок. Обычно функционал отладчика предоставляет следующие возможности:

- поставить точку останова. Например, пометить инструкцию, дойдя до которой, программа должна остановить свое выполнение и передать управление отладчику;
- трассировать программу. То есть, последовательно выполнять инструкции, и после каждой останавливать выполнение программы, и передавать управление отладчику;
 - отобразить состояние регистров процессора на момент останова;
 - отобразить состояние стека процесса на момент останова.

Возможности, предоставляемые отладчиком, могут быть использованы злоумышленниками для изучения уязвимостей программного обеспечения, а также обхода ограничений и защиты. Для лучшего понимания способов защиты от отладчика рассмотрим, как работает каждая предоставляемая им возможность более подробно.

Отладчик может самостоятельно запустить отлаживаемый процесс. В рассматриваемой системе Microsoft Windows для этого нужно вызвать функцию `CreateProcess` с указанием ей в качестве параметра `fdwCreate` константы `DEBUG_PROCESS`. Также отладчик может подключиться к уже работающему процессу. Для этого ему необходимо получить идентификатор процесса при помощи функции `OpenProcess`, после чего вызвать `DebugActiveProcess` и, таким образом, подключиться к нему. Как правило, отладчик открывает процесс с доступом на чтение и запись в виртуальную память процесса.

Затем отладчик в цикле обрабатывает события отладки, используя функцию `WaitForDebugEvent`. После завершения обработки очередного со-

бытия отладки вызывает функцию `ContinueDebugEvent`. Общую схему работы отладчика можно представить следующим образом:

```
CreateProcess("FileName.exe", ..., DEBUG_PROCESS, ...);
for (;;) {
    WaitForDebugEvent(&dbgEv, INFINITE);
    switch(dbgEv.dwDebugEventCode)
    {
    case EXCEPTION_DEBUG_EVENT:
        ...
    }
    ContinueDebugEvent( dbgEv.dwProcessId,
                        dbgEv.dwThreadId,
                        dwContinueStatus );
}
```

Перейдем к рассмотрению конкретных возможностей предоставляемых отладчиком.

1.2 Трассировка

Трассировка — последовательное выполнение программы, при котором после каждой инструкции управление передается отладчику. В этом режиме программист может детально отследить изменения значений всех параметров процесса. Обеспечение режима пошагового выполнения программы предусмотрено на аппаратном уровне.

В архитектуре x86 есть регистр флагов (EFLAGS), состоящий из 32 бит, каждый из которых отображает состояние процессора (рис. 1.1). Восьмой из них является флагом трассировки (trap flag). Если этот флаг равен 1, то процессор будет выполнять прерывание с номером 1 после каждой инструкции. При выполнении прерывания 1 процессор выполняет передачу управления в обработчик прерывания, который помещает состояние всех регистров процессора в стек, после чего передает необходимую информацию отладчику. Обработчик прерывания в конце своей работы может либо оставить флаг трассировки равным 1, либо перевести его значение в 0.

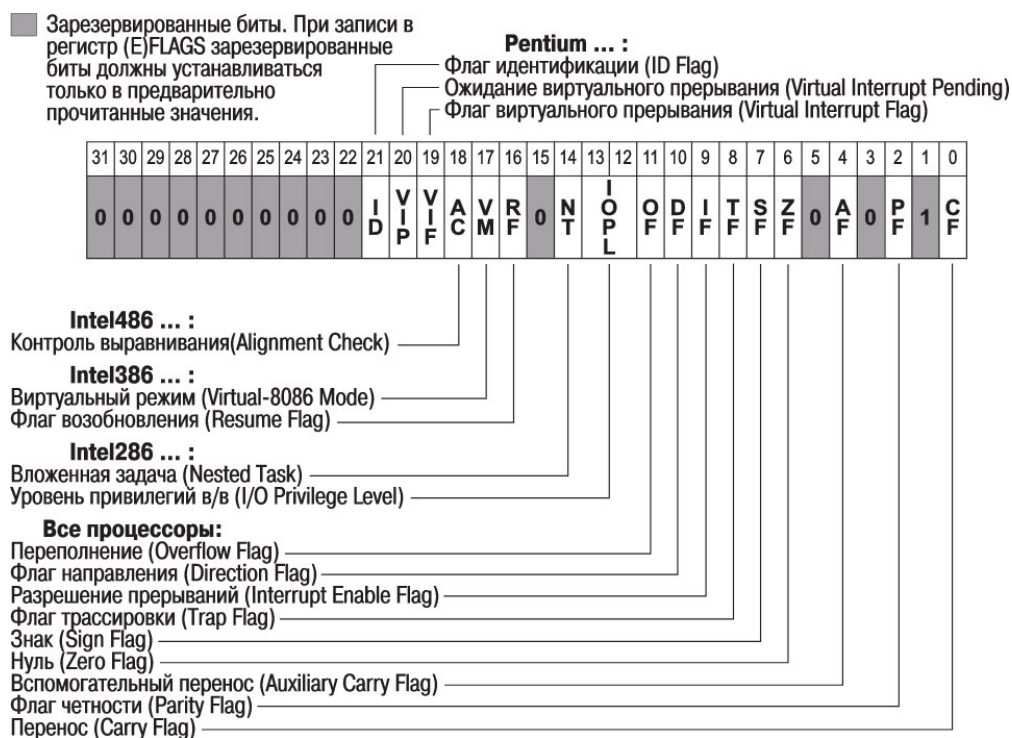


Рис. 1.1 Регистр флагов процессора

Пример установки флага трассировки:

```
pushf                ; Помещаем регистр флагов в стек
mov EBP, ESP         ; Сохраняем адрес вершины стека
or WORD PTR[EBP], 0100h ; Устанавливаем флаг TF
popf                 ; Восстанавливаем регистр флагов
```

Соответственно, чтобы снять флаг трассировки достаточно заменить инструкцию `or` на инструкцию:

```
and WORD PTR[EBP], FEFFh
```

Таким образом, можно заметить, что при проведении трассировки исходный код отлаживаемой программы никак не меняется.

1.3 Точки останова

Точка останова — место в коде программы, дойдя до которого, процессор должен прервать выполнение программы и передать управление отладчику. После этого программист может просмотреть параметры состояния программы, поставить или убрать другие точки останова или запустить трассировку. Точки останова бывают двух типов: программные и аппаратные.

Рассмотрим принцип работы каждой из них.

1.3.1 Программные точки останова

Программные точки останова реализованы следующим образом. Когда программист ставит точку останова на какой-либо инструкции, отладчик запоминает данную инструкцию в своей памяти, а затем заменяет данную инструкцию на

`int 3 ; Генерация программного прерывания`

Таким образом, когда процессор доходит до данной инструкции, возбуждается прерывание, управление переходит в обработчик прерывания, откуда затем информация передается в отладчик.

Инструкция `int 3` имеет специальный однобайтовый код операции (`0xCC`), в то время как, обычно прерывания имеют двухбайтовый код операции: `int x → 0xCD x`. Это связано с тем, что может потребоваться заменить в коде однобайтовую операцию, например команду инкремента `inc`. В таком случае, если бы инструкция замены была больше одного байта, то повреждалась бы следующая инструкция. В свою очередь, это привело бы к увеличению затрачиваемых ресурсов процессора, когда требуется из точки останова произвести трассировку.

Как видно, установка программной точки останова изменяет исходный код программы.

1.3.2 Аппаратные точки останова

В архитектуре x86 есть шесть регистров, предназначенных специально для отладки. Именуются они `DR0 . . DR7`, при этом регистры `DR4` и `DR5` не используются. Данные регистры позволяют устанавливать точки останова с различными условиями. Также они являются привилегированным ресурсом, следовательно, инструкции, использующие данные регистры, могут выполняться только с нулевого уровня защиты.

Регистры с `DR0` по `D3` содержат линейные адреса точек останова, каждая из которых связана с условием остановки. Условия определены в регистре `DR7`.

В регистре DR6 содержится статус отладки. Он позволяет отладчику определить, какие условия отладки возникли. Первые четыре бита указывают, какая из четырех точек останова в регистрах DR0..DR3 сработала. Бит 13 указывает, что следующая инструкция обращается к регистрам отладки. Бит 14 указывает на пошаговое выполнение (включает Trap Flag в регистре EFLAGS).

Регистр DR7 предназначен для управления процессом отладки, он позволяет выборочно включать условия остановки для точек останова в регистрах DR0..DR3. Есть два режима включения регистра: локальный (биты 0, 2, 4, 6) и глобальный (биты 1, 3, 5, 7). При локальном включении процессор сбрасывает условия остановки при каждом переключении задачи. При глобальном включении условия остановки не сбрасываются, а следовательно они используются для всех задач. Биты 17:16; 21:20; 25:24 и 29:28 позволяют установить следующие условия срабатывания точек останова:

- 00b — При выполнении инструкции.
- 01b — При записи данных.
- 10b — При обращении к порту ввода/вывода.
- 11b — Чтение и запись данных.

Как можно заметить, установка аппаратных точек останова никак не меняет исходный код программы.

1.4 Наиболее распространенные отладчики

Для лучшего противодействия отладчику полезно рассмотреть какие отладчики используются на сегодняшний день. Исходя из этой информации, можно организовать простой способ защиты. Например, программа в процессе работы может просмотреть процессы запущенные в системе, и, если среди них встретится какой-либо знакомый отладчик, программа может изменить свое поведение, или просто прервать выполнение.

1.4.1 SoftICE

Наиболее важным свойством отладчика SoftICE является то, что он работает на нулевом кольце защиты.

В архитектуре x86 есть три кольца защиты (ring-1, 2, 3). Данные кольца

предназначены для ограничения взаимодействия выполняющихся программ между собой и с операционной системой. Как правило, на нулевом кольце защиты выполняется сама операционная система, которая одна имеет доступ ко всем привилегированным операциям. Рассматриваемый отладчик также располагается на нулевом кольце защиты, что позволяет ему отлаживать не только пользовательские приложения, но также драйвера и саму операционную систему.

Поддержка отладчика разработчиками прекратилась 11 июля 2007 года.

1.4.2 IDA Pro

IDA Pro — интерактивный дизассемблер и универсальный отладчик.

Дизассемблер — программный инструмент, позволяющий получить из машинного кода код на языке ассемблера. По принципу работы они делятся на пассивные и интерактивные. Пассивные предоставляют пользователю готовый листинг программы, а интерактивные позволяют на ходу изменять правила, по которым производится трансляция.

Как дизассемблер IDA Pro способен создавать карты выполнения фрагментов программы, делая полученный код ассемблера еще более понятным человеком. В качестве отладчика IDA Pro охватывает все рассмотренные ранее возможности отладки, обеспечивает доступ ко всем сегментам пространства памяти процесса, а также обеспечивает подробную визуализацию.

Проект активно поддерживается и развивается.

1.4.3 WinDBG

WinDBG — отладчик предоставляемый фирмой Microsoft, предназначенный специально для работы в операционной среде Windows. Является более мощной альтернативой широко применяемому отладчику Visual Studio Debugger. Может использоваться как отладчик режима ядра. Имеет поддержку сторонних расширений. На данный момент является одним из самых применяемых, благодаря своей универсальности.

1.4.4 OllyDBG

OllyDBG — отладчик уровня приложений (ring-3). Помимо поддержки всех рассматриваемых ранее возможностей отладки, большая часть мощности OllyDBG заключается в расширениях, которые разрабатывают и выкладывают в сеть Internet пользователи этого отладчика. OllyDBG имеет бесплатное распространение, а также не требует установки.

Для тестирования разработанных методов в данной работе применяется именно этот отладчик.

1.5 PE формат

Исполняемые файлы в системе Windows имеют общую сигнатуру, называемую PE (Portable Executable). В PE формате содержится различная информация о исполняемом файле, как например: таблицы импорта и экспорта, информация о различных секциях, точка входа и так далее. Структура PE формата представлена на рисунке 1.2.

Рассмотрим те части PE формата, которые будут использованы в данной работе. Вначале идет MS-DOS заголовок, первыми двумя байтами которого является сигнатура "MZ". Большая часть полей данного заголовка предназначены для запуска из-под DOS. Для дальнейшей работы, кроме проверки сигнатуры, потребуется поле `e_lfanew`, в котором содержится указатель на начало PE-заголовка.

PE-заголовок также имеет свою сигнатуру, которую необходимо проверить на корректность, а именно четыре байта "PE\0\0". В данном разделе хранится количество секций `NumberOfSection`, а также размер в байтах опционального заголовка `SizeOfOptionalHeader`.

Далее расположен опциональный заголовок. Данный раздел содержит:

- смещение адреса входа относительно базового адреса загрузки файла: `AddressOfEntryPoint`;
- рекомендуемый базовый адрес загрузки файла: `ImageBase`;
- количество элементов в таблице `DATA_DIRECTORY`: `NumberOfRvaAndSizes`.

`DATA_DIRECTORY` представляет собой таблицу, каждый элемент которой представляет из себя структуру из двух полей. А именно виртуального адреса данных, на который указывает данный элемент, и их размер.

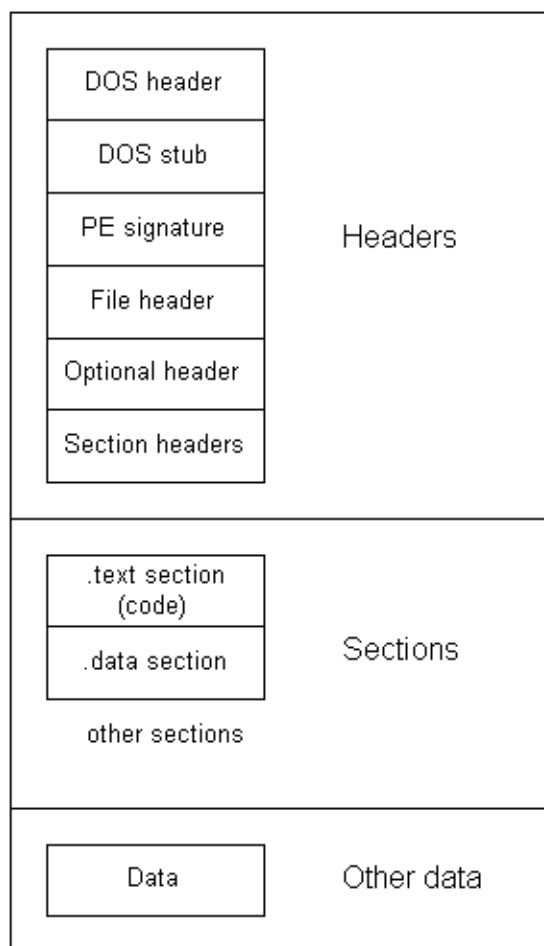


Рис. 1.2 Формат PE

Далее идет таблица секций. Для каждой секции в этой таблице приведена следующая информация:

- Name — имя секции.
- VirtualAddress — виртуальный адрес секции в памяти.
- PointerToRawData — указатель на данные в файле.
- VirtualSize — размер, занимаемый секцией в памяти.
- Characteristics — свойства секции. Так, например, секция, которую можно запустить на выполнение должна обладать свойством IMAGE_SCN_CNT_CODE.

В данной работе также будет использована секция .reloc, в которой содержится таблица базовых смещений. В целях безопасности исполняемый файл может быть загружен по случайному адресу. Соответственно, адреса, используемые в коде программы, необходимо изменить в соответствии с базовым адресом загрузки. Информация о всех местах, которые необходимо скорректировать, содержится с таблице базовых смещений.

2 Проектирование методов защиты от отладчика

Данная глава посвящена разбору методов, которые могут обнаружить отладчик или препятствовать процессу отладки. Также в этой главе разбираются задачи, которые необходимо решить при реализации метода с подсчетом контрольной суммы.

2.1 Обзор методов защиты от отладчика

Как было отмечено в предыдущей главе, отладчик может предоставить злоумышленникам большой инструментарий по взлому программы. Следовательно, необходимо разработать механизм, который будет препятствовать работе отладчика. Рассмотрим несколько способов обнаружить, что программа работает под отладчиком.

2.1.1 Возможности предоставляемые операционной системой

Операционная система Windows предоставляет следующие функции:

```
BOOL IsDebuggerPresent();  
BOOL CheckRemoteDebuggerPresent(  
    [in] HANDLE hProcess,  
    [out] PBOOL pbDebuggerPresent );
```

Первая функция позволяет понять находится ли процесс, который совершил вызов, под отладчиком. Если процесс выполняется под отладчиком, функция вернет TRUE значение, а иначе вернет FALSE.

Вторая функция принимает первым параметром дескриптор процесса, а вторым указатель на переменную типа BOOL, в которую функция занесет TRUE, если указанный процесс выполняется под отладчиком, или FALSE, если отладчика нет. Функция возвращает ненулевое значение в случае успеха и ноль, если произошла ошибка.

Недостаток метода основанного на данных функциях заключается в его заметности. Большинство отладчиков имеют расширения, которые позволяют обойти проверку данных функций.

Стоит отметить, что заметность данного метода можно снизить, если воспользоваться техникой, позволяющей скрыть от отладчика вызовы функ-

ций dll. Для этого необходимо найти в памяти процесса адреса функций LoadLibrary и GetProcAddress из KERNEL32.dll. При помощи неявного вызова данных функций, можно получить доступ к любой библиотечной функции незаметно для отладчика.

2.1.2 Замер времени выполнения

При отладке программы время выполнения инструкций многократно увеличивается, так как программа выполняется пошагово. Можно замерить время выполнения участка кода, и если время выполнения этого участка окажется сильно больше планируемого при штатной работе (например несколько секунд), то можно сделать вывод, что программа выполняется под отладчиком.

Есть несколько доступных способов замерить время выполнения участка программы:

- Использовать инструкцию rdtsc. Эта инструкция считывает текущее значение счетчика меток времени процессора (64-битный MSR) в регистры EDX:EAX. В регистр EDX загружаются старшие 32 бита MSR, а в регистр EAX младшие 32 бита. В коде такую проверку можно представить следующим образом:

```
rdtsc
xchg esi, eax
mov edi, edx
rdtsc
sub eax, esi
subb edx, edi
jne _being_debugged
cmp eax, elapsed ; elapsed содержит максимальное
                  ; время выполнения участка кода
jnbe _being_debugged
```

- Использовать API операционной системы Windows:
 - Функции работы со временем GetSystemTime или GetLocalTime.

В этом случае придется переводить полученной время в 8-байтовое

число, чтобы можно было посчитать разницу между двумя значениями времени.

– Функции счетчики, которые возвращают количество миллисекунд (микросекунд) с момента запуска системы. Это соответственно функции `GetTickCount` и `QueryPerformanceCounter`. При использовании этих функций переводить время в число не требуется, что делает их более предпочтительными.

- Прочитать время с платы CMOS. Но, чтобы получить доступ к портам ввода/вывода, необходимо установить соответствующий драйвер.

Наилучшим вариантом из приведенного списка является использование инструкции `rdtsc`. Обращение к системным вызовам или портам ввода/вывода может быть слишком заметным при отладке.

2.1.3 Нахождение контрольной суммы участка кода

Реализации данного метода посвящена большая часть этой работы. Суть метода заключается в том, чтобы посчитать контрольную сумму участка кода программы и занести в одну из переменных. При необходимости проверки наличия отладчика программа будет проверять соответствует ли текущее значение контрольной суммы кода сохраненному ранее значению.

Преимуществом данного метода является то, что он не только позволяет обнаружить отладчик, но и защищает программу от любых изменений вносимых в ее код. Также в работе будет рассмотрен способ нахождения контрольной суммы без обращения к системным вызовам, что дополнительно усложняет нахождение участка защиты.

Стоит отметить, что данный метод является наиболее сложным и трудозатратным в реализации. Рассмотрим проблемы и особенности, с которыми предстоит столкнуться при реализации данного метода.

2.2 Нахождение необходимой секции в памяти

Разрабатываемый метод будет вычислять контрольную сумму секции кода программы. Путем несложных изменений можно адаптировать метод так, чтобы он искал контрольную сумму секции данных, ресурсов или любой другой секции. Для этого необходимо найти начало и размер конкретной

секции в памяти. Чтобы решить эту задачу можно воспользоваться знаниями об устройстве PE формата.

Для нахождения нужной секции программа будет выполнять следующий алгоритм:

1. Прибавить к базовому адресу загрузки 60 и прочитать четыре байта по этому адресу. По смещению в шестьдесят байт от базового адреса загрузки находится относительный виртуальный адрес PE-заголовка.

2. Перейти к PE-заголовку, прибавив к базовому адресу прочитанные четыре байта.

3. Считать количество секций, которое содержится по смещению в 6 байт от PE-заголовка в двухбайтовом слове.

4. По смещению в 20 байт от PE-заголовка находится двухбайтовое число, в котором содержится размер опционального заголовка. Это значение нам нужно для того, чтобы перейти к разделу секций.

5. После этого необходимо перейти к опциональному заголовку, который находится по смещению в 24 байта от PE-заголовка.

6. По смещению в 96 байт от опционального заголовка находится массив 8-ми байтовых значений. Первые четыре байта содержат адрес секции, а вторые четыре байта содержат размер секции. Пятый элемент этого массива соответствует таблице базовых релокаций, которая нам понадобится при подсчете контрольной суммы. Эти значения необходимо сохранить.

7. После этого необходимо перейти к разделу секций, прибавив к началу опционального заголовка его размер, полученный на 4 этапе.

8. Раздел секций представляет собой массив структур, в которых находится информация о всех секциях, которые есть в программе. Необходимо циклом пройти по всем элементам данного массива, пока не встретится структура интересующей нас секции. Определить необходимую структуру можно по полю характеристик секции. Так, например, секция кода содержит характеристику IMAGE_SCN_CNT_CODE (0x00000020).

9. При нахождении интересующей секции необходимо сохранить ее относительный виртуальный адрес и размер.

В итоге проделанных действий мы будем иметь относительные виртуальные адреса и размеры искомой секции и таблицы базовых релокаций.

2.3 Нахождение базового адреса загрузки

Чтобы найти расположение нужной секции, нам также нужно знать базовый адрес загрузки программы.

Самый очевидный способ получить базовый адрес загрузки — это вызвать соответствующую функцию Windows API. А именно, если вызвать функцию `GetModuleHandle` и в качестве параметра передать нулевой указатель, то функция вернет переменную типа `HMODULE`, значение которой будет соответствовать базовому адресу загрузки программы.

Для нашей задачи такой подход имеет недостаток в виде системного вызова. Так как отследить обращение к системным вызовам при помощи отладчика очень просто, такой подход может поставить защиту под угрозу.

Чтобы получить базовый адрес загрузки программы без обращения к функциям API Windows, обратимся к структуре `PEB`. `PEB` (`process environment block`) — это структура, которая содержит информацию о процессе, в памяти которого она хранится. Процесс может получить доступ к этой структуре при помощи регистра `fs` (для 64-битного процесса регистр `gs`). Получить адрес `PEB` можно, выполнив следующий код:

```
mov eax, fs:0x30
```

После чего в регистре `EAX` будет содержаться адрес `PEB`. По смещению в 8 байт в `PEB` хранится базовый адрес загрузки.

Таким образом можно получить базовый адрес загрузки без обращения к системным вызовам.

2.4 Таблица базовых релокаций

Как отмечалось ранее, операционная система Windows использует механизм `ASLR`. `ASLR` (`Address space layout randomization`) — это метод компьютерной безопасности, предназначенный для предотвращения использования уязвимостей, связанных с повреждением памяти. Данный прием может предотвратить простой переход злоумышленника, например, к конкретной функции в памяти. `ASLR` случайным образом упорядочивает позиции адресного пространства ключевых областей данных процесса, включая базовый адрес загрузки, позиции стека, кучи и загружаемых библиотек.

Из вышеизложенного следует, что адреса конкретных функций и переменных невозможно определить до запуска программы. Следовательно, должен быть механизм корректировки адресов в различных секциях программы. Например, необходимо изменить все абсолютные адреса из инструкций `jmp` в соответствии с конкретным базовым адресом.

В системе Windows для этого в каждом исполняемом файле, который поддерживает ASLR, есть таблица базовых релокаций. При помощи этой таблицы загрузчик приложений Windows может скорректировать участки программы в соответствии с адресом загрузки.

Таблица базовых релокаций содержит записи для всех исправлений в образе программы. Общий размер таблицы содержится в опциональном заголовке. Вся таблица разбита на блоки исправлений. Каждый блок содержит исправления для страницы размера 4 Кбайт и выровнен по 32-битной границе.

Каждый блок исправлений начинается со структуры описанной в таблице A.1.

После описанной структуры следуют поля таблицы. Каждое поле занимает 2 байта и имеет структуру, описанную в таблице A.2.

2.5 Отличия для 64-разрядных приложений

Информация приведенная в предыдущих разделах справедлива для 32-битных приложений. Чтобы реализовать выбранный метод в 64-битном приложении, нужно произвести незначительные изменения.

PE-формат для 64-битных приложений называется PE32+. Отличия от классического PE находятся в опциональном заголовке и таблице импорта. Чтобы алгоритм приведенный в разделе 2.2 корректно работал в 64-битных приложениях необходимо изменить одно значение. В пункте 6. массив с информацией о секциях расположен по смещению в 112 байт.

Несколько меняется способ получения базового адреса загрузки программы. В 64-битной программе структура PEВ расположена по смещению в 0x60 байт относительно регистра gs. А базовый адрес загрузки хранится по смещению в 0x10 байт внутри PEВ.

Таким образом, получить базовый адрес загрузки можно, используя следующий код:

```
HMODULE hInst;
#ifdef _M_IX86
    __asm {
        mov eax, fs:0x30
        mov eax, [eax + 8]
        mov hInst, eax
    }
#elif defined _M_X64
    BYTE* pPeb = NULL;
    pPeb = (BYTE*)__readgsqword(0x60);
    hInst = *(HMODULE*)(pPeb + 0x10);
#endif
```

В данном примере для получения адреса PEВ применяется *встроенная функция* компилятора MSVC `__readgsqword`. Эта функция осуществляет чтение памяти, указанного смещением относительно начала сегмента gs. Сделано это из-за того, что MSVC не поддерживает ассемблерные вставки для 64-битных приложений.

2.6 Отказ от классических функций

Реализуемый метод защиты подразумевает проверку контрольной суммы в различных местах работы программы. В классическом подходе подобные задачи решаются вынесением повторяющегося участка кода в отдельную функцию. Но конкретно в нашем случае такой подход имеет ряд недостатков.

Функция представляет собой участок памяти с кодом, в который передается управление при вызове данной функции. То есть, если программа в двух разных местах вызовет одну и ту же функцию, то процессор в обоих случаях передаст управление одному и тому же участку кода. Злоумышленнику будет достаточно изменить код в одном месте программы (в функции, осуществляющей защиту), чтобы обойти все проверки.

Большую безопасность предоставляют встроенные (`inline`) функции. При вызове встроенной функции компилятор подставляет код данной функции на место каждого вызова. Вставка происходит только в том случае, если анализ затрат и преимуществ компилятора показывает, что это целесообразно. Другими словами, компилятор может игнорировать ключевое слово `inline`. В компиляторе MSVC есть директива `__forceinline`, которая позволяет сделать функцию встраиваемой независимо от анализа компилятора.

В данной работе защита будет представлена в виде макроса, а не встроенной функции, так как это предоставит еще более широкие возможности по сокрытию кода, о которых написано в третьей главе.

3 Реализация

Данная глава посвящена реализации выбранного метода защиты от отладчика. А именно написанию макроса, реализующего нахождение контрольной суммы секции кода. Помимо макроса также были написаны вспомогательные модули, которые могут применяться при тестировании и отладке применяемой защиты. Принцип их работы также освещается в данной главе.

3.1 Алгоритм нахождения контрольной суммы

Реализуемый метод защиты заключается в том, что программа подсчитывает контрольную сумму участка кода и сравнивает с эталонным значением. Если контрольные суммы не совпадают, программа должна изменить свое поведение с учетом того, что она находится под угрозой взлома.

Алгоритм нахождения контрольной суммы должен быть быстрым, чтобы по задержке нельзя было определить место в программе, где осуществляется проверка. Также алгоритм не должен хранить в памяти большое количество промежуточных данных, так как это тоже упрощает нахождение блока защиты.

Исходя из этих условий был разработан алгоритм, блок-схема которого представлена на рисунке 3.1. Данный алгоритм основан на том факте, что поля в таблице релокаций отсортированы по возрастанию. Алгоритм состоит из главного цикла, в котором суммируется каждый байт секции, кроме тех случаев, когда адрес проверяемого байта есть в таблице релокаций (в этом случае этот байт и три следующих за ним игнорируются). Если при проверке окажется, что адрес проверяемого байта больше, чем значение поля таблицы релокаций, то берется следующее поле. Таким образом полученный алгоритм имеет линейную сложность.

В данном подходе игнорируется указанный в поле таблицы релокации тип смещения. Это сделано для того, чтобы код алгоритма подсчета контрольной суммы имел минимальный размер.

Также перед началом алгоритма необходимо найти и сохранить в памяти адрес начала проверяемой секции, размер проверяемой секции, адрес, по которому размещена таблица базовых релокаций, и размер таблицы. В реализованном алгоритме данные значения хранятся в стеке процесса.

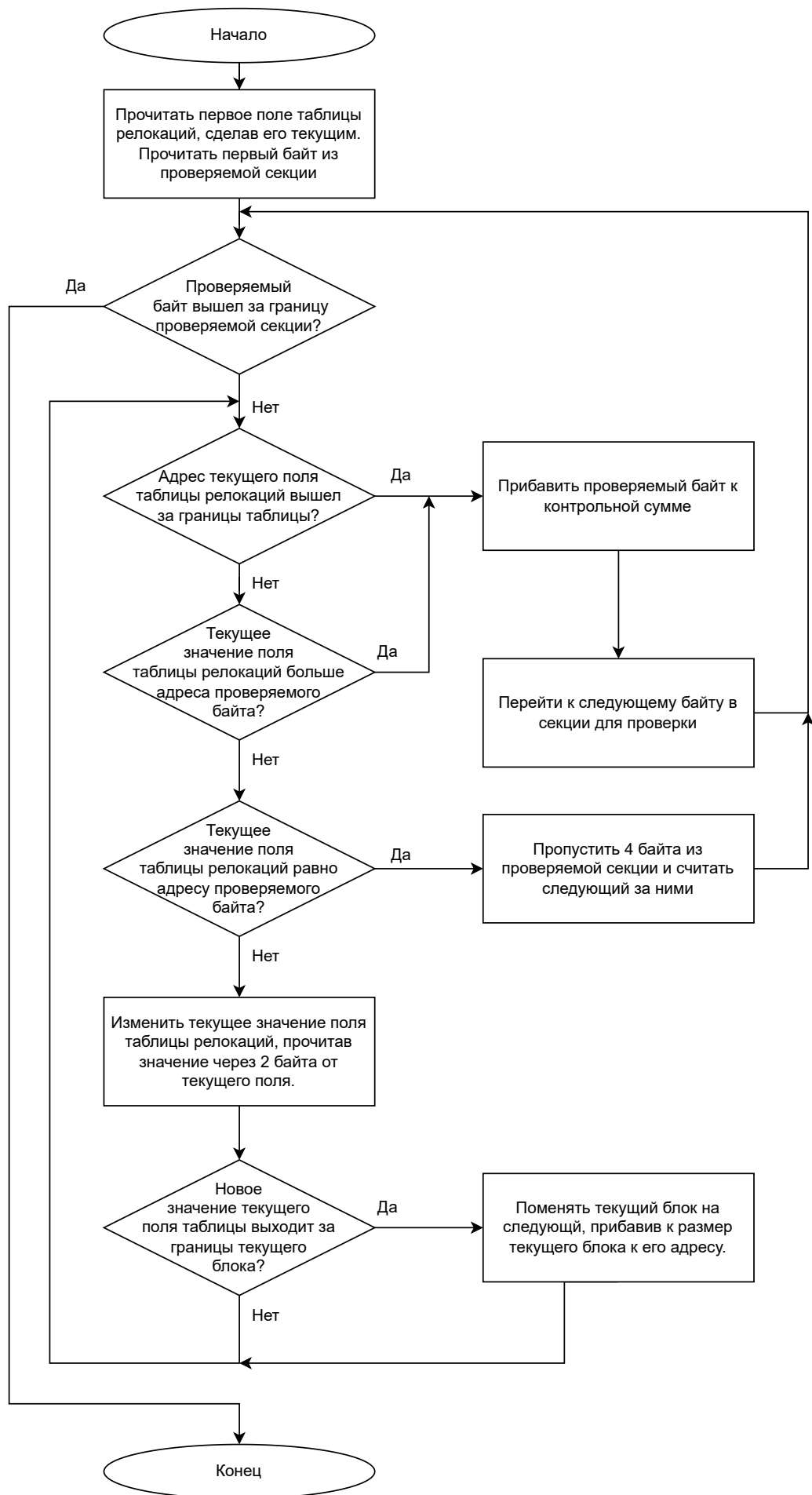


Рис. 3.1 Блок-схема алгоритма по нахождению контрольной суммы

3.2 Реализация алгоритма

В данной работе приведенный алгоритм реализован на языке ассемблера. Сам ассемблерный код реализован в виде макроса. Преимуществом такого подхода является то, что при вызове функции-макроса происходит не вызов функции, а подстановка кода функции на место вызова. То есть это работает аналогично встраиваемым функциям. Однако, если попытаться сделать функцию, содержащую код алгоритма, встраиваемой, то компилятор проигнорирует ключевое слово `inline`. Для компилятора MSVC данная проблема решается ключевым словом `__forceinline`, но, например, если поменять компилятор на gcc, то такое решение уже не подойдет. Для обеспечения универсальности кода по отношению к компилятору реализация алгоритма помещена в макрос.

Использование макроса предоставляет еще одну полезную возможность, а именно указать при вызове разный порядок регистров. Таким образом, вызывая макрос с разным порядком регистров, будут получаться разные участки кода. Если злоумышленник найдет и исправит один блок защиты, то найти остальные путем поиска повторяющихся элементов памяти у него не получится.

Объявление макроса выглядит следующим образом:

```
#define GET_CRC(reg_A, reg_B, reg_C, \
               reg_D, reg_SI, reg_DI, out_var) ...
```

В качестве регистра при вызове макроса необходимо передать букву, которая его обозначает. Для `eax` необходимо передать `a`, для `ebx` — `b` и так далее. Только для регистров `esi` и `edi` необходимо передать `si` и `di` соответственно. Это связано с тем, что при работе с этими регистрами невозможно обратиться к их младшему байту.

Внутри макроса имена регистров соединяются при помощи псевдооперации `##`. Так, например, строчка кода

```
mov al, byte ptr [ebx]
```

принимает вид

```
mov reg_A##1, byte ptr [e##reg_B##x]
```


При оформлении кода ассемблера в виде макроса приходится учитывать следующие правила:

- а. Заключить код в `__asm{...}` блок.
- б. Поместить ключевое слово `__asm` перед каждой ассемблерной инструкцией.
- в. Использовать только блочные комментарии (`/*...*/`).

Эти правила обусловлены тем, что при подстановке макроса он всегда занимает только одну строку.

Первое правило необходимо соблюдать, чтобы макрос можно было использовать в одной строке с другим кодом языка C или C++. Без закрывающей фигурной скобки компилятор не сможет понять, где заканчивается ассемблерный код, и будет воспринимать код C или C++ как ассемблерные инструкции.

Второе правило обусловлено тем, что ключевое слово `__asm` и перевод строки являются единственными разделителями операторов в ассемблерных вставках. Из-за того, что подстановка макроса происходит в одну строку, из доступных разделителей операторов остается только ключевое слово `__asm`.

Третье правило ограничивает использование строчных комментариев, так как первый строчный комментарий сделает всю оставшуюся часть макроса комментарием.

Также при разработке макроса пришлось столкнуться с проблемой невозможности установки меток внутри ассемблерной вставки. Чтобы установить метку, необходимо закрыть блок ассемблерной вставки, установить метку и открыть новую ассемблерную вставку.

Ниже приведен пример корректного макроса с ассемблерной вставкой.

```
#define EXAMPLE_MACRO(out_var) __asm \  
{ \  
    __asm mov eax, value    /* Place value in eax */ \  
    __asm cmp eax, svalue   /* Compare first and second value */ \  
    __asm je l1 \  
    __asm mov out_var, eax \  
    __asm jmp end \  
} \  

```

```

l1: \
__asm { \
    __asm add eax, 0x200    /* Increase eax by 200 */ \
    __asm mov out_var, eax \
} \
end:

```

3.3 Набор классов для нахождения контрольной суммы

Помимо макроса для нахождения контрольной суммы в ходе работы были реализованы модули, обеспечивающие нахождение контрольной суммы различных секций программ, загруженных в память и расположенных на диске.

Модули представляют из себя набор из трех классов, написанных на языке C++, который состоит из:

- CRC_general— базовый абстрактный класс, в котором реализованы основная логика работы с секциями и алгоритм нахождения контрольной суммы.
- CRC_exe — унаследованный от CRC_general класс, реализующий работу с исполняемыми файлами, расположенными на диске.
- CRC_image — унаследованный от CRC_general класс, реализующий работу с исполняемыми файлами, загруженными в оперативную память.

Различия в работе с секциями исполняемых файлов, один из которых хранится на диске, а другой загружен в память, заключаются в разных значениях смещений внутри кода. В таблице секций PE-формата для каждой секции содержится два поля: VirtualAddress и PointerToRawData. В поле VirtualAddress содержится относительный виртуальный адрес секции при загрузке программы в память. В свою очередь, поле PointerToRawData содержит смещение относительно начала *файла*, по которому расположена данная секция.

Еще одно отличие заключается в том, что при работе с процессом, расположенном на диске, базовым адресом загрузки нужно считать начало файла. При этом необходимо учитывать, что адреса, вычисляемые по табли-

це релокаций, соответствуют смещению секций не внутри файла, а внутри программы загруженной в память.

Реализованные модули следует использовать не для организации защиты приложения, а для скорее для отладки. В связи с этим реализованный в них алгоритм отличается от представленного на рисунке 3.1. Для нахождения контрольной суммы все адреса из таблицы релокаций заносятся в ассоциативный контейнер (`std::set`). При подсчете контрольной суммы, если адрес проверяемого байта содержится в этом контейнере, то этот и следующие за ним три байта игнорируются. Также данные классы позволяют находить контрольную сумму любых секций. Для этого им необходимо передать битовую маску, соответствующую характеристикам секции.

Также в данных классах реализована система логирования, настраиваемая с помощью директив препроцессора. Так, например, можно указать файл, в который будут записаны все значения из таблицы релокаций, или все значения байт с их адресам, которые вошли в контрольную сумму.

Класс `CRC_exe` реализует еще одну важную функцию. Защищаемая программа после нахождения своей контрольной суммы должна сравнить ее с эталонным значением. Эталонное значение должно храниться в другой секции данной программы. Класс `CRC_exe` позволяет записать найденное значение контрольной суммы в файл расположенный на диске.

Защищаемая программа должна разместить в своей памяти ключ размером в четыре байта. Если защищаемая программа будет проверять целостность своей секции кода, то ключ можно расположить в секции инициализированных данных (`.data`). Сделать это можно путем объявления глобальной переменной, проинициализировав ее значением ключа. Так как в коде программы значение данной переменной меняться не будет, ее следует пометить как `volatile`. Иначе компилятор может попытаться оптимизировать обращение к данной переменной, и просто подставит значение данной переменной в код программы, вместо того чтобы читать это значение из адреса памяти. Пример объявления такой переменной:

```
volatile uint32_t CRC = 0x4C52454B;
```

Класс CRC_exe позволяет записать значение контрольной суммы выбранной секции во все места, где в программе встретится ключевое значение. Для этого можно применить следующий код:

```
CRC_exe crc_finder;  
uint32_t crc;  
crc_finder.read_file("file_name.exe");  
crc = crc_finder.get_sections_CRC(IMAGE_SCN_CNT_CODE);  
crc_finder.replace_all_keys(KEY, crc);  
crc_finder.write_file("new_file_name.exe");
```

4 Тестирование программы безопасности

Для проведения тестов, была написана простая демонстрационная программа. Программа написана на языке С с использованием WinAPI. Ее интерфейс (рисунок 4.1) представляет из себя два поля edit для логина и для серийного ключа. Серийный ключ генерируется из имени пользователя в процессе работы программы.

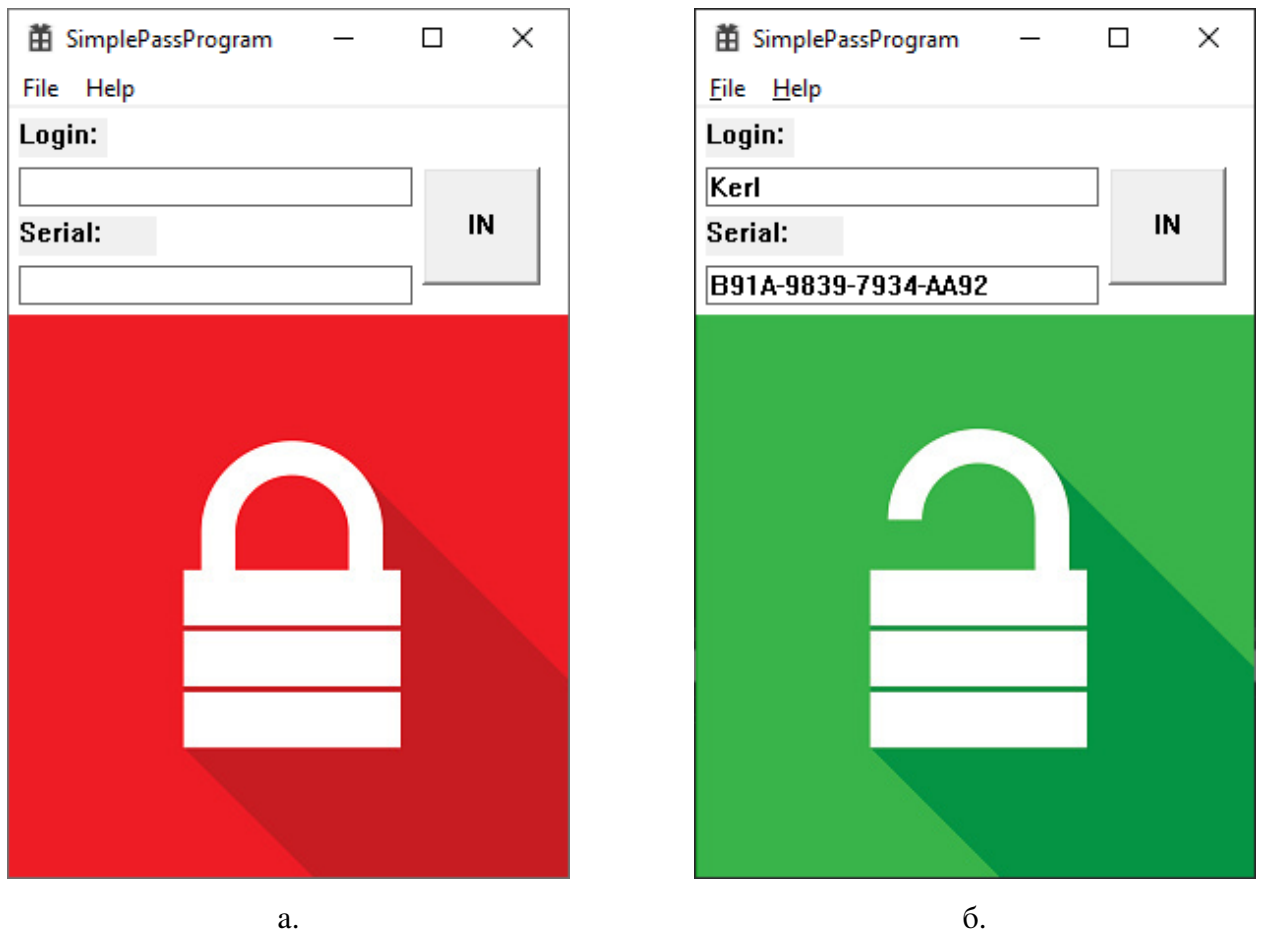


Рис. 4.1 Интерфейс демонстрационной программы. а. — заблокированное состояние; б. — разблокированное состояние

В случае, если введенный пользователем ключ не совпадает с тем, который сгенерировала программа, выводится окно сообщения, уведомляющее пользователя о неудаче. Данная уязвимость допущена здесь специально для большей наглядности примера.

Для взлома данной программы воспользуемся отладчиком OllyDBG. Изменим исходный код программы так, чтобы пользователь мог осуществить вход, введя любой пароль.

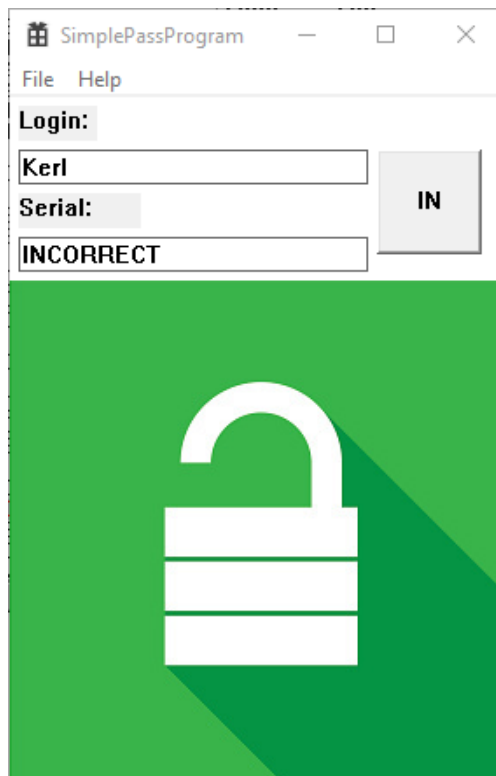


Рис. 4.3 Работа взломанной программы

На рисунке 4.3 представлена работа полученной таким образом программы.

Теперь разместим в коде нашей программы разработанную ранее защиту от отладчика. Для этого создадим глобальную переменную:

```
static const volatile DWORD CRC = 0x4C52454B;
```

При помощи реализованных модулей вторая программа занесет в эту переменную значение, равное контрольной сумме секции кода. Защиту разместим в участке кода, который выполняется при нажатии на кнопку IN. Если полученная контрольная сумма не будет совпадать с эталонным значением, то будет выведено диалоговое окно, сообщающее, что целостность кода была нарушена, а проверка пароля выполняться не будет.

Стоит отметить, что уведомление пользователя об обнаружении отладчика или нарушении целостности программы само по себе является уязвимостью. Такое поведение реализовано исключительно в целях наглядности.

Исходный код программы претерпел незначительные изменения (рисунок 4.4). Признак корректности ключа заносится в регистр есх по адресу 008B147B.

008B1409	8D55 E8	LEA	EDX, [EBP-18]	
008B140C	8995 30FFFFFF	MOV	DWORD PTR SS:[EBP-0D0], EDX	
008B1412	8D45 D4	LEA	EAX, [EBP-2C]	
008B1415	8985 34FFFFFF	MOV	DWORD PTR SS:[EBP-0CC], EAX	
008B1418	8B8D 34FFFFFF	MOV	ECX, DWORD PTR SS:[EBP-0CC]	
008B1421	8A11	MOV	DL, BYTE PTR DS:[ECX]	inline strcmp
008B1423	8895 47FFFFFF	MOV	BYTE PTR SS:[EBP-0B9], DL	
008B1429	8B85 30FFFFFF	MOV	EAX, DWORD PTR SS:[EBP-0D0]	
008B142F	3B10	CMP	DL, BYTE PTR DS:[EAX]	
008B1431	75 46	JNE	SHORT 008B1479	
008B1433	80BD 47FFFFFF 00	CMP	BYTE PTR SS:[EBP-0B9], 0	
008B143A	74 31	JE	SHORT 008B146D	
008B143C	8B8D 34FFFFFF	MOV	ECX, DWORD PTR SS:[EBP-0CC]	
008B1442	8A51 01	MOV	DL, BYTE PTR DS:[ECX+1]	
008B1445	8895 46FFFFFF	MOV	BYTE PTR SS:[EBP-0BA], DL	
008B1448	8B85 30FFFFFF	MOV	EAX, DWORD PTR SS:[EBP-0D0]	
008B1451	3B50 01	CMP	DL, BYTE PTR DS:[EAX+1]	
008B1454	75 23	JNE	SHORT 008B1479	
008B1456	8385 34FFFFFF 02	ADD	DWORD PTR SS:[EBP-0CC], 2	
008B145D	8385 30FFFFFF 02	ADD	DWORD PTR SS:[EBP-0D0], 2	
008B1464	80BD 46FFFFFF 00	CMP	BYTE PTR SS:[EBP-0BA], 0	
008B146B	75 0E	JNE	SHORT 008B141B	
008B146D	C785 2CFFFFFF 00000000	MOV	DWORD PTR SS:[EBP-0D4], 0	Out from strcmp, if strings are equal
008B1477	EB 0B	JMP	SHORT 008B1484	
008B1479	1BC9	SBB	ECX, ECX	
008B147B	83C9 01	OR	ECX, 00000001	Entering an error flag in ecx
008B147E	898D 2CFFFFFF	MOV	DWORD PTR SS:[EBP-0D4], ECX	
008B1484	8B95 2CFFFFFF	MOV	EDX, DWORD PTR SS:[EBP-0D4]	edx contains 0 if strings are equal and 1 else
008B1488	8B95 20FFFFFF	MOV	DWORD PTR SS:[EBP-0E0], EDX	
008B1490	8BBD 20FFFFFF 00	CMP	DWORD PTR SS:[EBP-0E0], 0	Checking for correct password
008B1497	75 1F	JNE	SHORT 008B14B8	
008B1499	6A 05	PUSH	5	
008B149B	81 90548B00	MOV	EAX, DWORD PTR DS:[hStUnlock]	
008B14A0	50	PUSH	EAX	hWnd => [8B5490] = NULL
008B14A1	FF15 80308B00	CALL	DWORD PTR DS:[&USER32.ShowWindow]	Show = SW_HIDE
008B14A7	6A 00	PUSH	0	hWnd => [8B5498] = NULL
008B14A9	8B0D 98548B00	MOV	ECX, DWORD PTR DS:[hStLock]	USER32.ShowWindow
008B14AF	50	PUSH	ECX	Show = SW_HIDE
008B14B0	FF15 80308B00	CALL	DWORD PTR DS:[&USER32.ShowWindow]	hWnd => [8B5490] = NULL
008B14B6	EB 33	JMP	SHORT 008B14EB	USER32.ShowWindow
008B14B8	6A 05	PUSH	5	Show = SW_SHOW
008B14BA	8B15 98548B00	MOV	EDX, DWORD PTR DS:[hStLock]	hWnd => [8B5498] = NULL
008B14C0	52	PUSH	EDX	USER32.ShowWindow
008B14C1	FF15 80308B00	CALL	DWORD PTR DS:[&USER32.ShowWindow]	Show = SW_HIDE
008B14C7	6A 00	PUSH	0	hWnd => [8B5490] = NULL
008B14C9	81 90548B00	MOV	EAX, DWORD PTR DS:[hStUnlock]	USER32.ShowWindow
008B14CE	50	PUSH	EAX	Type = MB_OK; MB_DEFBUTTON1; MB_APPLMODAL
008B14CF	FF15 80308B00	CALL	DWORD PTR DS:[&USER32.ShowWindow]	Caption = "code error"
008B14D5	6A 00	PUSH	0	Text = "Invalid activation code"
008B14D7	68 38328B00	PUSH	OFFSET 008B3238	hOwner = USER32.MessageBox
008B14DC	68 34328B00	PUSH	OFFSET 008B3274	
008B14E1	8B4D 08	MOV	ECX, DWORD PTR SS:[EBP+8]	
008B14E4	51	PUSH	ECX	
008B14E5	FF15 90308B00	CALL	DWORD PTR DS:[&USER32.MessageBox]	
008B14EB	EB 1B	JMP	SHORT 008B1508	
008B14ED	8B55 14	MOV	EDX, DWORD PTR SS:[EBP+14]	
008B14F0	52	PUSH	EDX	
008B14F1	8B45 10	MOV	EAX, DWORD PTR SS:[EBP+10]	
008B14F4	50	PUSH	EAX	

Рис. 4.4 Окно отладчика при взломе программы с защитой

Для взлома программы заменим инструкцию

or ecx, 1

на инструкцию

xor ecx, ecx

Так как полученная инструкция занимает на один байт меньше памяти, освободившееся место заполним инструкцией nop. Сохраним полученную программу и попробуем ввести некорректное значение ключа.

Как видно из рисунка 4.5, разработанная система обеспечивает достойную защиту приложения.

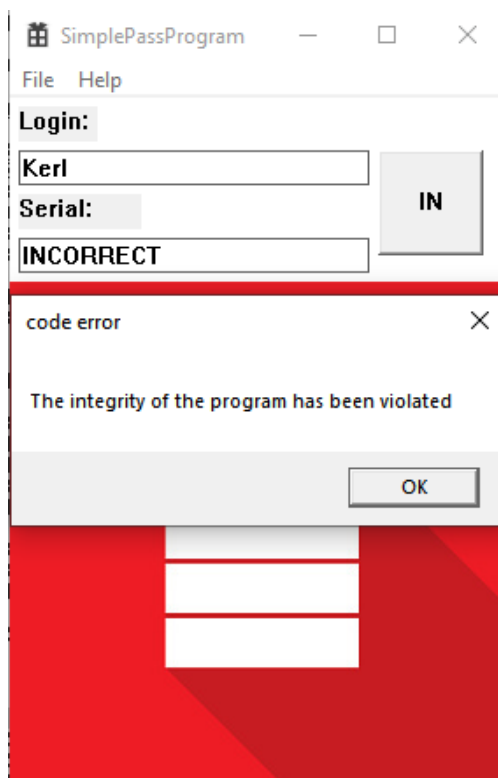


Рис. 4.5 Работа программы с защитой от взлома

Также стоит отметить, что если в отладчике установить точку останова, то он занесет в первый байт инструкции значение `CC`. Таким образом контрольная сумма кода изменится и разработанный алгоритм позволяет это обнаружить. Данная особенность защиты проиллюстрирована на рисунке 4.6.

В ходе тестирования было выявлено, что при передаче различных регистров в вызов макроса максимальная длина повторяющихся байт равна 9:

`0F 84 8B 00 00 00 EB EA FF`

Данные байты операции соответствуют двум инструкциям:

```
je no_section
jmp section_loop
```

Если повторяющаяся последовательность длинной в 9 байт покажется критичной, можно вставить между этими инструкциями любую операцию с каким-либо регистром. Например:

```
xor ebx, ebx
```

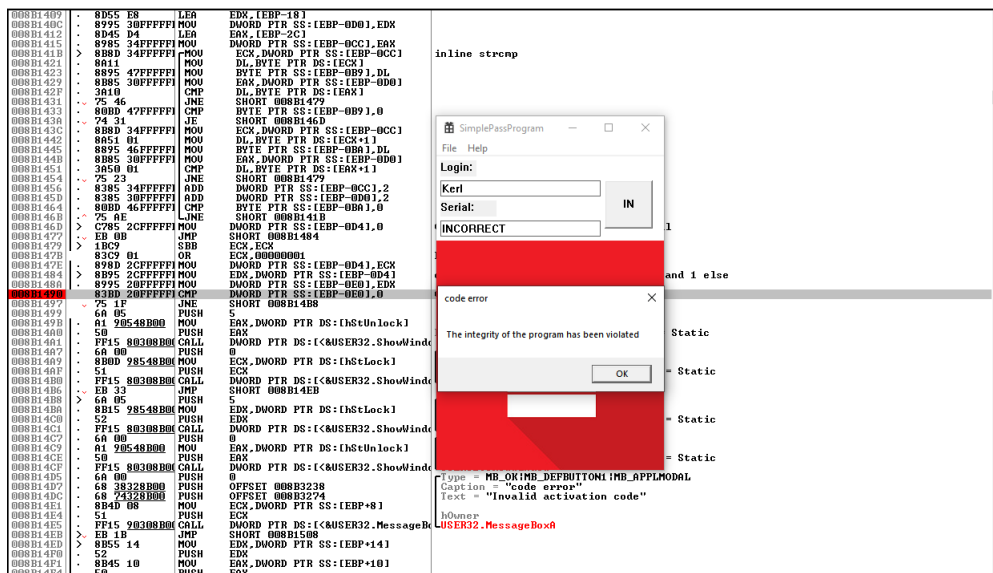


Рис. 4.6 Обнаружение системой защиты установленной точки останова

Результаты тестирования показывают, что реализованный метод обеспечивает защиту программы от модификации исходного кода на должном уровне. Кроме того реализованный метод препятствует процессу отладки.

Заключение

В результате выполнения работы разработан метод защиты программы от изменения ее исходного кода. Кроме того, предложенный метод одновременно препятствует процессу отладки. Разработан и представлен алгоритм нахождения контрольной суммы кода защищаемой секции. Составленный алгоритм реализован и протестирован. Результаты тестирования показали, что разработанный метод обеспечивает защиту на достойном уровне.

Алгоритм реализован на языке ассемблера, так как была необходимость иметь полный контроль над генерируемым машинным кодом. Реализация на языке ассемблера позволила достичь независимости реализованного метода от компилятора.

Ассемблерный код был помещен в макрос языка С, что в свою очередь позволило решить две проблемы. Во-первых, код защиты можно вставлять в тело программы простым вызовом функции-макроса, но при этом в машинном коде будет не вызов функции с передачей управления, а подстановка кода защиты. Во-вторых, можно переназначать регистры процессора используемые при нахождении контрольной суммы.

Помимо этого, в ходе работы написаны программные модули на языке С++, которые обеспечивают удобную работу с секциями PE-файла, нахождением контрольной суммы для различных секций, а также замену заданной последовательности байт в файле.

Для тестирования полученного механизма написана демонстрационная программа на языке С. В ходе тестирования механизм защиты смог обнаружить изменения в исходном коде программы и оказать затруднение процессу отладки. При этом код механизма защиты незаметен в теле остального кода программы.

Список литературы

- 1 Столяров А. В. Программирование: введение в профессию / А. В. Столяров. – Москва.: МАКС Пресс, 2021. – 707 с. – ISBN 978-5-317-06573-7 : Текст : непосредственный.
- 2 Информационная безопасность: сайт. – Москва, 2020 – URL: <https://searchinform.ru/informatsionnaya-bezopasnost/osnovy-ib/> (дата обращения: 16.04.2023). – Режим доступа: общий. – Текст : электронный.

Приложение А

(обязательное)

Таблицы с описанием структур из секции релокаций

Таблица А.1 — Структура блока исправлений

Смещение	Размер	Поле	Значение
0	4	Относительный виртуальный адрес страницы	Базовый адрес загрузки и относительный виртуальный адрес страницы прибавляется к каждому смещению в таблице, чтобы получить виртуальный адрес по которому необходимо провести исправление
4	4	Размер блока исправлений	Общее количество байтов, занимаемых блоком исправлений, включая эту структуру.

Таблица А.2 — Структура поля таблицы базовых релокаций

Смещение	Размер	Поле	Значение
0	4 бита	Тип	Значение, размещенное в старших четырех битах слова, указывает на тип исправления. Всего типов исправлений может быть 16. Каждый тип указывает, как провести коррекцию значения в памяти.

Продолжение таблицы на следующей странице

Окончание таблицы А.2

Смещение	Размер	Поле	Значение
0	12 бит	Смещение	Значение, размещенное в младших двенадцати битах слова, указывает смещение относительно относительного виртуального адреса страницы. Это смещение указывает место, где необходимо произвести коррекцию.

Приложение В

(обязательное)

Листинг макроса для нахождения контрольной суммы

```
1 #define GET_CRC(reg_A, reg_B, reg_C, reg_D, reg_SI, reg_DI, out_var) __asm
2 { \
3     __asm mov e##reg_A##x, hInst /* base load address in eax ## */\
4     __asm mov e##reg_B##x, e##reg_A##x\
5     __asm add e##reg_B##x, 60 /* sixty is e_lfanew offset */\
6     __asm mov e##reg_B##x, [e##reg_B##x] /* e_lfanew value is in ebx*/\
7     __asm add e##reg_A##x, e##reg_B##x /* pe header is in eax */\
8     __asm xor e##reg_C##x, e##reg_C##x \
9     __asm xor e##reg_SI, e##reg_SI \
10    __asm mov reg_C##x, [e##reg_A##x + 6] /* number of sections is in ecx
11    */\
12    __asm mov reg_SI, [e##reg_A##x + 20] /* Size of optional header is in
13    esi */\
14    __asm add e##reg_A##x, 24 /* Optional pe header is in eax */\
15    __asm mov e##reg_B##x, e##reg_A##x \
16    __asm add e##reg_B##x, 96 /* DataDirectory is in ebx */\
17    __asm add e##reg_B##x, 5 * 8 /* Base relocation table field is in ebx
18    */\
19    __asm push[e##reg_B##x] /* Add reloc rva in stack */\
20    __asm push[e##reg_B##x + 4] /* Add reloc size in stack */\
21    __asm add e##reg_A##x, e##reg_SI /* Start of section table in eax */\
22    __asm mov e##reg_SI, 1 \
23    __asm mov e##reg_D##x, e##reg_A##x \
24 } \
25 sections_loop: \
26 __asm {\
27     __asm mov e##reg_B##x, [e##reg_D##x + 36] /* Characteristics of
28     section is in ebx */\
29     __asm and e##reg_B##x, 0x20 /* if ebx is not zero, then the section is
30     being executed */\
31     __asm jnz section_found \
32     __asm add e##reg_D##x, 40 /* in edx next section table */\
33     __asm inc e##reg_SI /* in esi number off current section */\
34     __asm cmp e##reg_SI, e##reg_C##x /* if esi and ecx are equal, then
35     there isn't code section */\
36     __asm je no_section \
37     __asm jmp sections_loop \
38 } \
39 section_found: \
40 __asm {\
41     /* In edx code section table */\
42 }
```

```

36  __asm push [e##reg_D##x + 12] /* Add code section rva in stack */\
37  __asm push [e##reg_D##x + 8] /* Add code section rva in stack */\
38  /*===== Main algorithm =====*/\
39  __asm mov e##reg_DI, [esp + 12] /* reloc rva is in edi */\
40  __asm add e##reg_DI, hInst /* reloc address is in edi. So edi
contains current reloc block */\
41  __asm mov e##reg_SI, e##reg_DI /* esi contains current block */\
42  __asm add e##reg_SI, 8 /* esi contains current rf */\
43  __asm xor e##reg_C##x, e##reg_C##x /* In ecx will be iterator for main
loop */\
44  __asm xor e##reg_D##x, e##reg_D##x /* In edx will be checksum */\
45 }\
46 main_loop: \
47 __asm {\
48     __asm cmp e##reg_C##x, [esp] /* Check is iterator less than code
section size */\
49     __asm jge main_loop_end \
50 }\
51 find_reloc_loop: \
52 __asm{ \
53     /* Check is current rf in relocation table */\
54     __asm mov e##reg_B##x, [esp + 12] /* Reloc section rva in edx */\
55     __asm add e##reg_B##x, [esp + 8] /* rva of end address reloc table
is in edx */\
56     __asm add e##reg_B##x, hInst /* end address reloc table is in edx */\
57     \
58     __asm cmp e##reg_SI, e##reg_B##x \
59     __asm jge end_reloc_loop \
60     /* Check equals current rf checked byte */\
61     __asm mov reg_A##x, [e##reg_SI] /* Place 2 bytes reloc in eax */\
62     __asm and e##reg_A##x, 0xFFF /* Remove type of relocation */\
63     __asm add e##reg_A##x, [e##reg_DI] /* Add section rva to value from
reloc field. Reloc address is in eax */\
64     __asm mov e##reg_B##x, [esp + 4] /* code section rva in ebx */\
65     __asm add e##reg_B##x, e##reg_C##x /* Current checked byte rva in
ebx */\
66     __asm cmp e##reg_A##x, e##reg_B##x /* Compare checked byte and
current relocation */\
67     __asm jg checked_is_not_in_reloc \
68     __asm je checked_in_reloc \
69     /* Check is current rf in current block */\
70     __asm mov e##reg_B##x, e##reg_DI /* reloc block is in edx */\
71     __asm add e##reg_B##x, [e##reg_B##x + 4] /* end address of
relocation block is in edx */\
72     __asm cmp e##reg_SI, e##reg_B##x /* compare current rf with end
address of relocation block */\

```



```

72     __asm jl in_old_block \
73     __asm add e##reg_DI, [e##reg_DI + 4] /* Switch to next reloc block
    */\
74     __asm lea e##reg_SI, [e##reg_DI + 6] /* Current rf in new block */\
75 }\
76 in_old_block: \
77 __asm{ \
78     __asm add e##reg_SI, 2 /* Next rf */\
79     __asm jmp find_reloc_loop \
80 }\
81 checked_is_not_in_reloc: \
82 __asm{ \
83     __asm xor e##reg_A##x, e##reg_A##x /* if checked byte isn't in reloc
    , then eax contains 0 */\
84     __asm jmp end_reloc_loop \
85 }\
86 checked_in_reloc: \
87 __asm{ \
88     __asm mov e##reg_A##x, 1 /* if checked byte is in reloc, then eax
    contains 1 */\
89     __asm jmp end_reloc_loop /* TODO delete this instruction */\
90 }\
91 end_reloc_loop: \
92 __asm{ \
93     __asm test e##reg_A##x, e##reg_A##x \
94     __asm jnz skip_byte \
95     __asm mov e##reg_B##x, hInst /* Place hInst in ebx */\
96     __asm add e##reg_B##x, [esp + 4] /* Add code section rva to hInst */\
97     __asm add e##reg_B##x, e##reg_C##x /* Add iterator in ebx. So ebx
    contains address of checked byte */\
98     __asm xor e##reg_A##x, e##reg_A##x \
99     __asm mov reg_A##l, byte ptr [e##reg_B##x] /* In eax low byte contains
    byte from code section for adding in crc */\
100    __asm add e##reg_D##x, e##reg_A##x /* Add value of checked byte to CRC
    */\
101    __asm inc e##reg_C##x /* Increment iterator */\
102    __asm jmp main_loop \
103 }\
104 skip_byte: \
105 __asm{ \
106     __asm add e##reg_C##x, 4 \
107     __asm jmp main_loop \
108 }\
109 main_loop_end: \
110 __asm{ \
111     __asm mov out_var, e##reg_D##x \

```

```
112     __asm add esp, 2*4 \  
113 }\  
114 no_section: \  
115 __asm{ \  
116     __asm add esp, 2*4 /* clear stack */\  
117 }
```

Рис. В.1. Листинг макроса для нахождения контрольной суммы