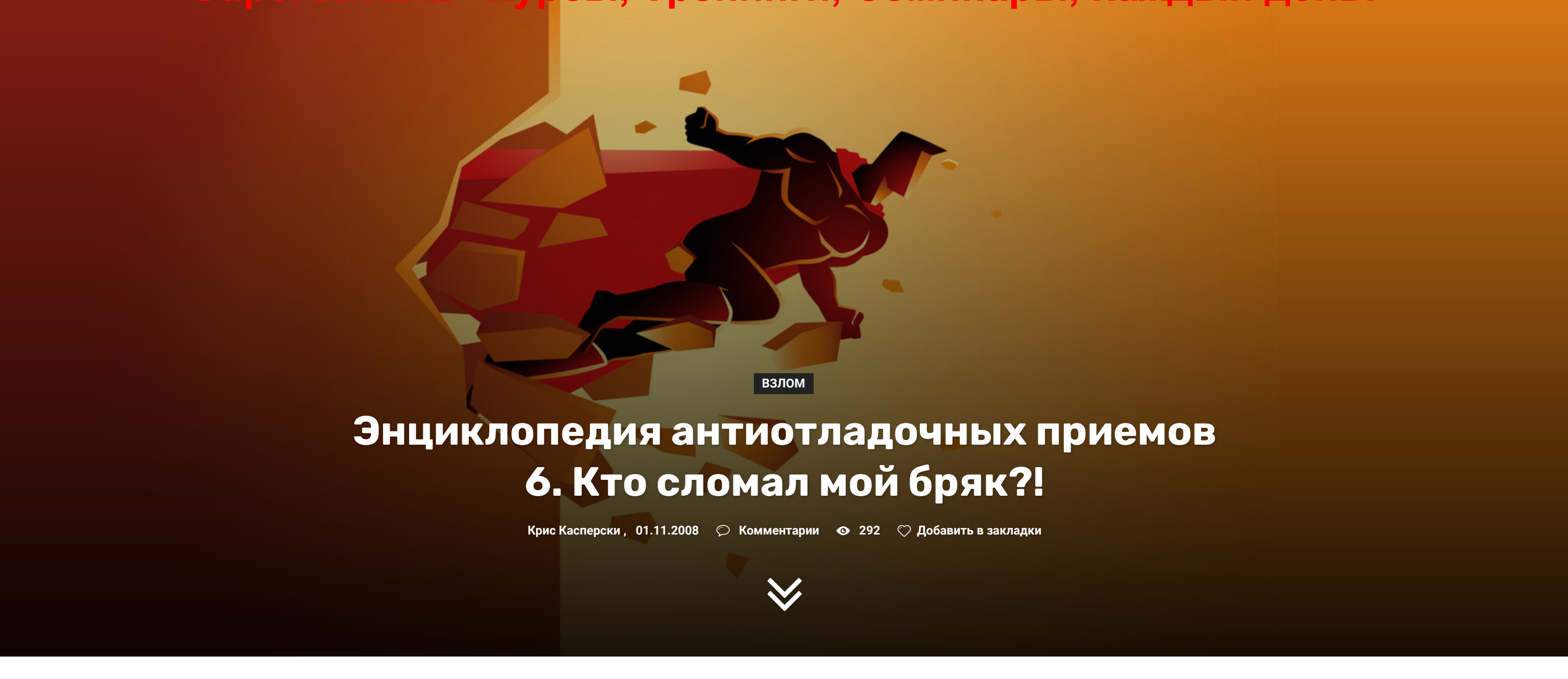


ВЗЛОМ

Энциклопедия антиотладочных приемов 6. Кто сломал мой бряк?!

Крис Касперски, 01.11.2008 Комментарии 292 Добавить в закладки

Содержание статьи

Когда в очередной раз на форуме спросили, почему установленная точка останова не срабатывает или приводит программу к краху, я не выдержал и нервно застучал по клавиатуре, попытавшись ответить на этот вопрос раз и навсегда. Пришлось собрать воедино огромное количество разрозненной инфы по действительно актуальной теме!

ВОКРУГ INT 03H

Программная точка останова на исполнение (software breakpoint on execution) физически представляет собой однобайтовую процессорную инструкцию CCh (`INT 03h`), внедряемую дебаггером непосредственно в отлаживаемый код с неизбежной перезаписью оригинального содержимого. Встретившись с INT 03h, процессор генерирует исключение типа EXCEPTION_BREAKPOINT, перехватываемое отладчиком. Он останавливает выполнение программы и автоматически восстанавливает содержимое байта, «испорченного» точкой останова.

Именно так и поступает «Ольга» при нажатии клавиши F2 и SoftICE по F7. Достоинство программных точек останова в том, что их количество ограничено только архитектурными особенностями отладчика (то есть практически неограниченно). В то время как аппаратных точек останова, поддерживаемых процессором на железном уровне, всего четыре.

Недостаток же программных точек останова в том, что они требуют модификации отлаживаемого кода, а это легко обнаруживает ломаемая программа тривиальным подсчетом контрольной суммы. Причем защита может не только задетектить бряк, но и снять его, восстановив исходное значение «брякнутого» байта вручную. Бряк, естественно, не сработает, хотя отладчик продолжит подсвечивать брякнутую строку, вводя хакера в заблуждение (отладчик хранит список точек останова внутри своего тела и не проверяет присутствие INT 03h в отлаживаемом коде).

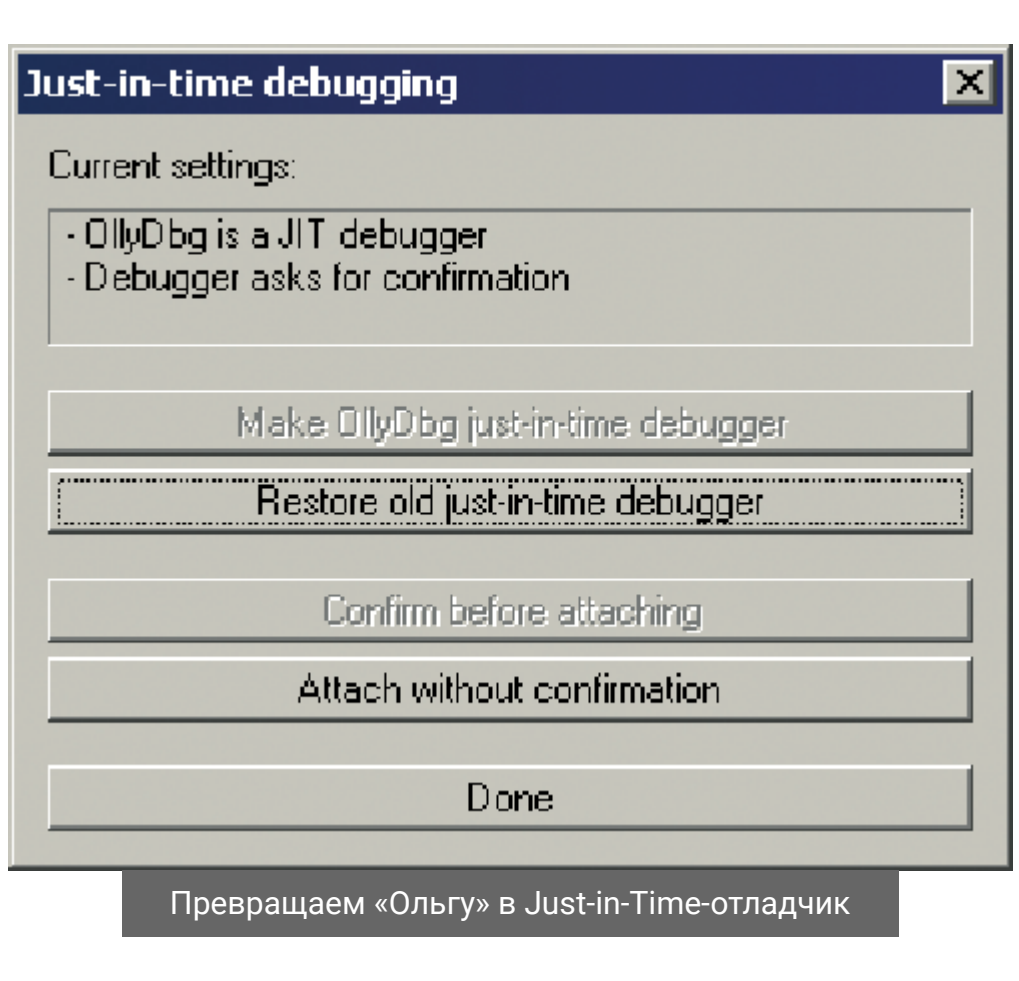
Многие отладчики (в том числе и «Ольга») устанавливают в точку входа (Entry Point) программный бряк. Его легко обнаружить из функции `DllMain` статически прилинкованной динамической библиотеки, возвратив принудительный ноль — что означает «ошибка инициализации» и приводит к аварийному завершению отлаживаемого приложения задолго до того, как точка входа получит управление.

Пример, демонстрирующий детекцию отладчика из статически прилинкованной DLL

```
BOOL WINAPI dllmain(
    HINSTANCE hinstDLL,
    DWORD fdwReason,
    LPVOID lpvReserved)

{
    #define PE_off 0x3C // PE magic word raw offset
    #define EP_off 0x28  // Relative Entry Point filed offset
    #define SW_BP 0xCC  // Software breakpoint opcode

    char    buf[_MAX_PATH];
    DWORD   pe_off, ep_off;
    BYTE*   base_x, *ep_adr;

    // Obtain exe base address
    GetModuleFileName(0, buf, _MAX_PATH);

    // Manual PE-header parsing to find EP value
    base_x = (BYTE*) GetModuleHandle(buf);
    pe_off = *((DWORD*)(base_x + PE_off));
    ep_off = *((DWORD*)(base_x + pe_off + EP_off));
    ep_adr = base_x + ep_off; // RVA to VA

    // Check EP for software breakpoint (some debuggers set software breakpoint o
    if (*ep_adr == SW_BP)
        return 0; // 0 means DLL initialization fails

    return 1;
}
```

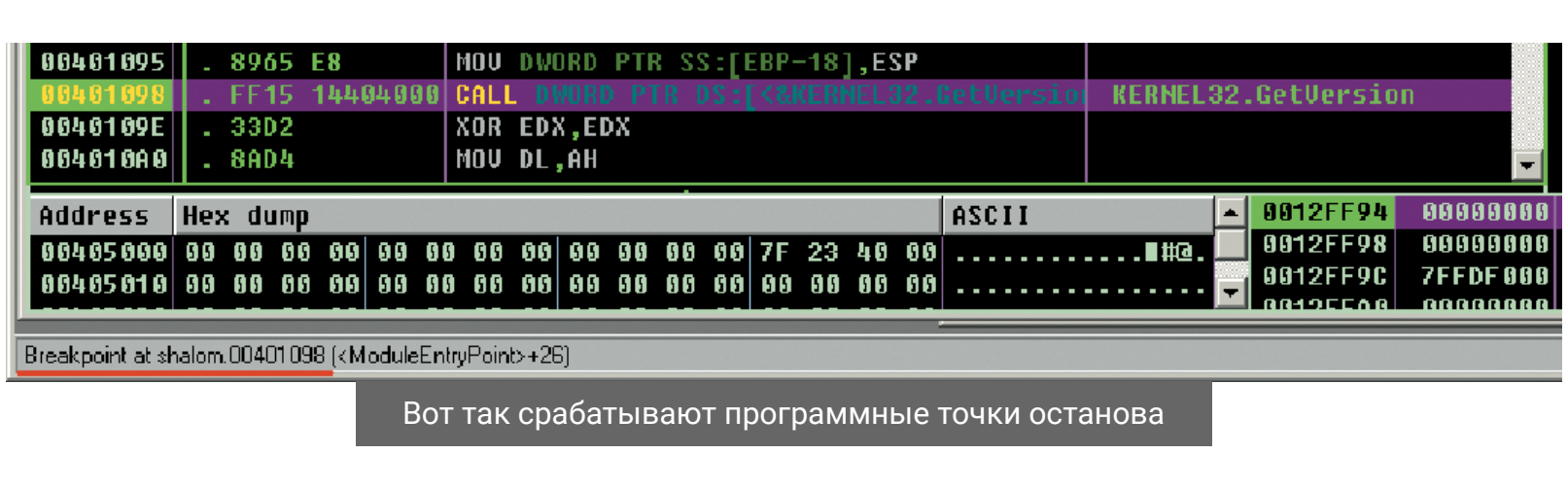
К сожалению, отучить «Ольгу» ставить бряки в точку входа очень непросто (если вообще возможно), и приходится пускаться на хитрости. Открываем ломаемый exe в HIEW и внедряем в точку входа двухбайтовую команду `EBh FEh`, соответствующую машинной инструкции `l1: jmp short l1`. Это приводит к зацикливанию программы и дает нам возможность приаттачить дебаггер к отлаживаемому процессу. Как вариант, можно впендюрить `INT 03h` во вторую (третью, четвертую) команду от точки входа, запустив программу «вживую» (вне отладчика).

Поскольку исключение, генерируемое `INT 03h`, некому обрабатывать, операционная система выплевывает сообщение о критической ошибке, предлагая запустить JIT (Just-in-Time) отладчик. В его роли может выступить и «Ольга» (Options → Just-In-Time Debugging → Make Olly just-in-time debuuger). Кстати говоря, подобная техника носит название Break'n'Enter и довольно широко распространена. В частности, ее поддерживают PE-TOOLS и многие другие хакерские утилиты.



Превращаем «Ольгу» в Just-in-Time-отладчик

Но вернемся к нашим баранам. Попытка установить программную точку останова на самомодифицирующийся (упакованный или зашифрованный) код ведет к краху, причем безо всякого участия со стороны защиты. Надеюсь, не нужно объяснять почему? Ну хорошо. Возьмем тривиальный криптор, работающий через `byte XOR 66h`. Допустим, мы устанавливаем бряк на команду `PUSH EAX (50h)`. После шифровки она превращается в 36h. Представим, что поверх 36h установлена точка останова — CCh. Тогда после расшифровки (`CCh XOR 66h`) мы получим AAh (STOSB). Это, естественно, вызовет крах, так как мы не только потеряли `PUSH EAX`, но еще и регистры ES:EDI смотрят черт знает куда, вызывая ACCESS VIOLATION!



Вот так срабатывают программные точки останова

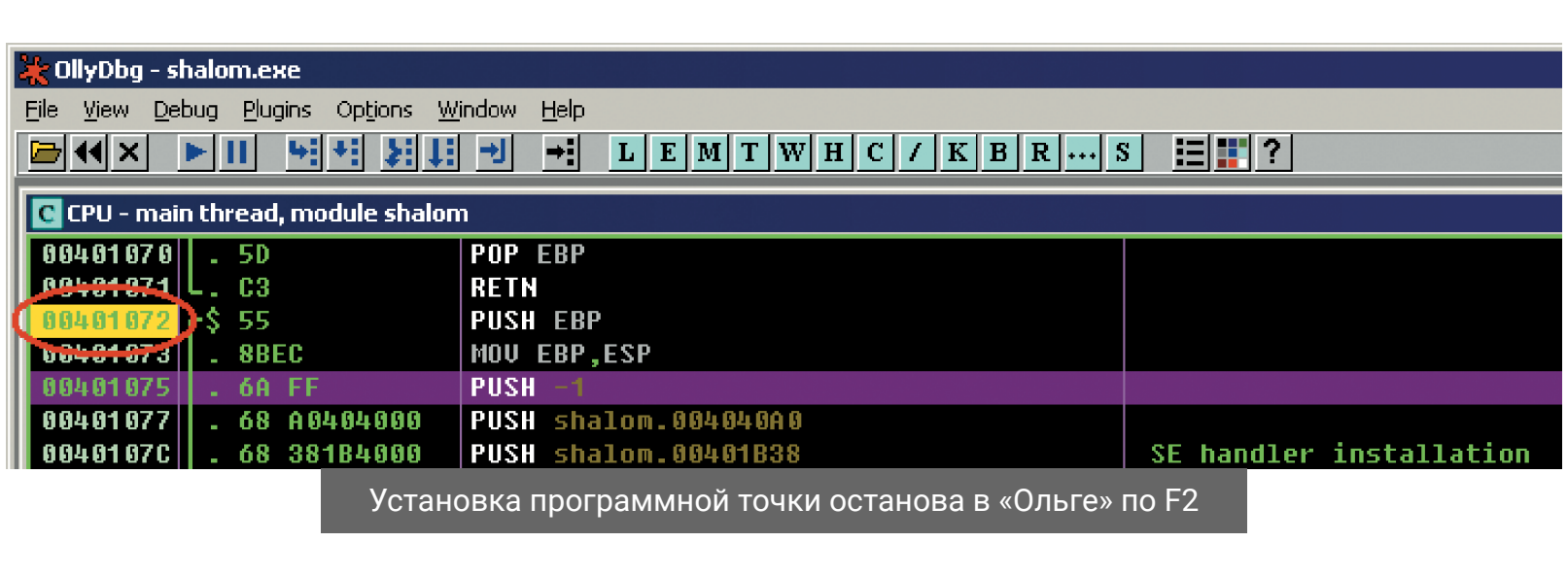
Впрочем, тут возможны детали. Иногда программу расшифровывает не прикладной код, находящийся непосредственно в ломаемой программе, а драйвер защиты, исполняющийся совершенно в другом контексте. Кстати, о контекстах.

КОНТЕКСТЫ — СВОИ И ЧУЖИЕ

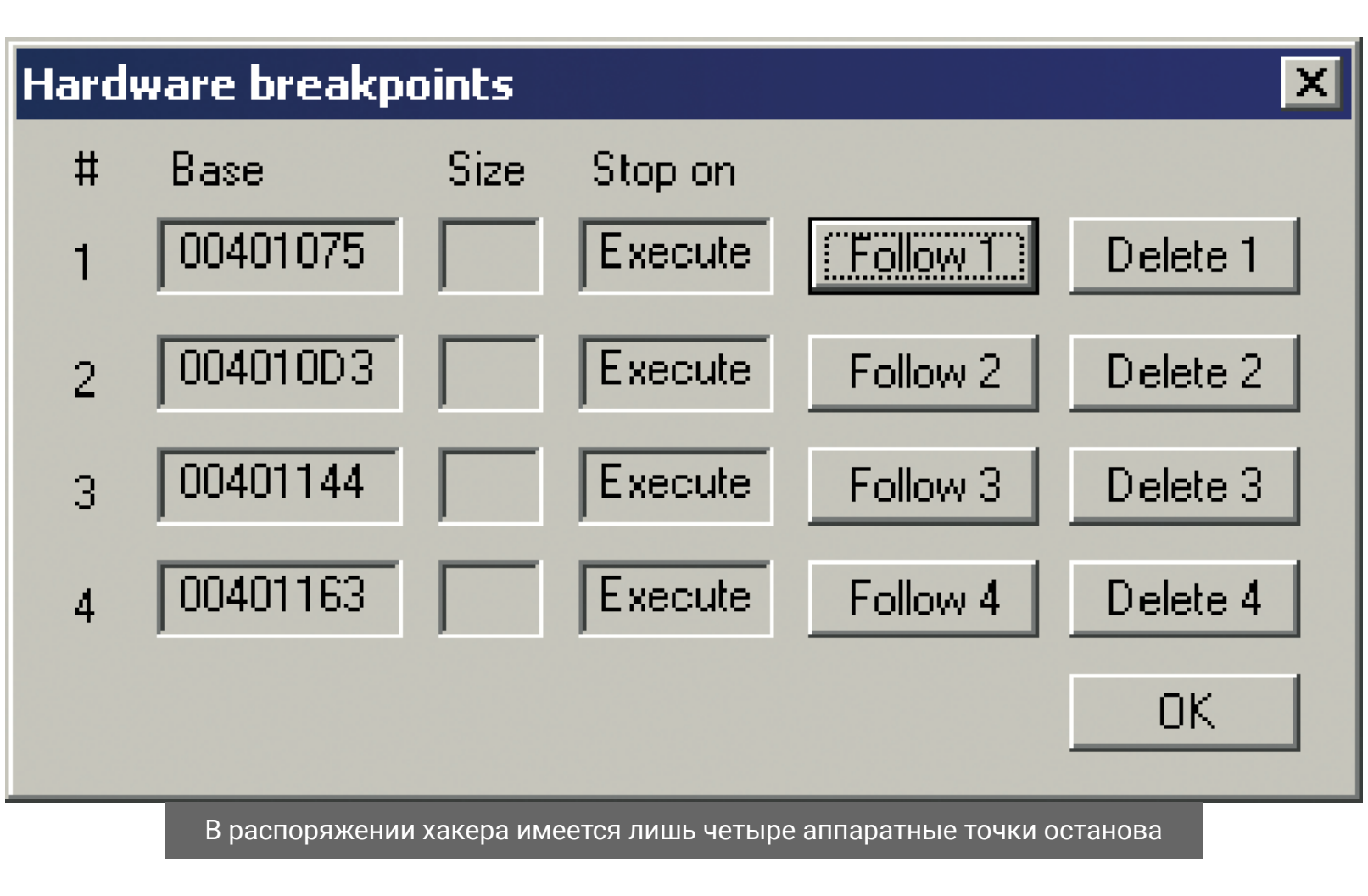
При работе с самомодифицирующимся (зашифрованным или упакованным) кодом необходимо использовать аппаратные точки останова по исполнению (в скобках заметим, что аппаратная точка останова на чтение/доступ срабатывает только при чтении ячейки или записи в нее, но не при исполнении). Аппаратные точки останова никак не меняют содержимое памяти отлаживаемой программы (а потому не гробят расшифровываемый код), и обнаружить их можно только чтением DRx-регистров. Это легко отслеживается отладчиком.

В качестве альтернативы «Ольга» предлагает точки останова на память (Breakpoint → Memory, on Access/Memory, on Write), реализуемые путем сброса атрибутов соответствующей страницы в `PAGE_NOACCESS` или `PAGE_READONLY`. В результате при каждом обращении (записи) срабатывает исключение, отлавливаемое «Ольгой», которой остается только разобраться, к какой ячейке памяти происходит обращение — выполняется ли условие точки останова или нет. Точек останова на память может быть сколько угодно. Они также не гробят расшифровываемый код, а обнаруживаются только чтением атрибутов страниц, чему легко воспрепятствовать.

Все это, конечно, очень хорошо, но вот только при определенных обстоятельствах аппаратные точки (равно как и точки останова на память) не срабатывают или вызывают неожиданный крах приложения. Хорошо еще, если не обрушивают систему в голубой экран смерти! Вернемся к ситуации с драйвером. Как он отреагирует на установленную аппаратную точку останова? А никак не отреагирует. Отладочные регистры хранятся в регистровом контексте процесса, и при переходе на ядерный уровень этот контекст неизбежно изменяется; отладочные регистры перезагружаются, и установленных точек останова в них не оказывается. Правда, SoftICE поддерживает глобальные точки останова, но, увы, они работают только в W2K и бета-версии Server 2003.



Установка программной точки останова в «Ольге» по F2



В распоряжении хакера имеется лишь четыре аппаратные точки останова

Ситуация с точками останова на память намного более интересная. Существует два (на самом деле три, но это уже детали) способа передачи памяти драйверу. В первом случае операционная система копирует блок памяти в промежуточный регион, а во втором дает драйверу прямой доступ к адресному пространству прикладного процесса. Точки останова на память никак не воздействуют на отладочные регистры, но изменяют страничные атрибуты, заставляя процессор генерировать исключение при обращении к ним. Для корректной работы приложения отлавливать исключение должен именно отладчик, а не кто-то еще.

Будучи отладчиком прикладного уровня, «Ольга» просто не в состоянии отлавливать исключения в ядре, в котором они, собственно говоря, и возбуждаются. Для драйвера такой поворот событий оказывается полной неожиданностью. В лучшем случае он возвращает ошибку, в худшем же — необработанное ядерное исключение валит систему в BSOD. Так что пользоваться точками останова на память следует с большой осторожностью.

OK, а если у нас нет драйвера — тогда что? Часто встречается ситуация, когда расшифровщик вынесен в отдельный поток. И хотя этот поток выполняется на прикладном уровне, у него имеется свой собственный регистровый контекст, в который аппаратные точки, естественно, не попадают.

А потому точки останова, установленные в «Ольге», не срабатывают, в чем легко убедиться на простом примере.

Кстати говоря, если мы попросим «Ольгу» «всплывать» при загрузке динамических библиотек (что очень полезно для перехвата функций `DllMain`, выполняющихся еще до передачи управления на точку входа в EXE-файл), то «всплывать» «Ольга» будет в системном контексте, а потому и аппаратные бряки уйдут лесом. В смысле не сработают, так как у базового потока совершенно другой контекст.

Демонстрация «ослепления» аппаратных точек останова путем порождения вспомогательного потока

```
int to_break;
// DWORD, куда мы будем ставить точку останова на доступ

DWORD WINAPI ThreadProc( LPVOID lpParameter)
{
   // Аппаратная точка останова в «Ольге» здесь не срабатывает (в «Айсе» срабатыв
    to_break = 0x666;
    return (to_break+1);
}

main()
{
    DWORD ThreadId;

    // Здесь мы устанавливаем аппаратную точку останова на доступ. Она срабатывае

    int a = to_break;

    // Создаем новый поток и обращаемся к переменной to_break оттуда
    CreateThread(0, 0, ThreadProc, 0, 0, &ThreadId);

    Sleep(100);
    // Даем потоку немного времени, чтобы поработать

    return a;
}
```

Точки останова на память, меняющие атрибуты страниц, работают вне контекста потока, в котором они были установлены, — если в предыдущем примере на `to_break` установить точку останова на память, «Ольга» превосходно засечет это дело. То же самое относится и к динамическим библиотекам. Красота!

Однако точки останова на память далеко не всесильны. И они легко обламываются API-функциями `ReadProcessMemory`/`WriteProcessMemory`. То же самое, впрочем, относится и к аппаратным точкам останова. Почему? Да потому, что `ReadProcessMemory`/`WriteProcessMemory` выполняются в ядерном контексте, причем система игнорирует атрибуты `PAGE_NOACCESS` и `PAGE_READONLY`. Это и демонстрирует следующий пример.

Ослепление аппаратных точек останова и точек останова на память API-функцией ReadProcessMemory

```
main()
{
    int a;

    static to_break;    // DWORD, куда мы будем ставить точку останова на доступ
    static to_store;
    static NumberOfBytesRead;

    // Здесь мы устанавливаем аппаратную точку останова на доступ. Она срабатывае

    a = to_break;

    // Читаем to_break через ReadProcessMemory
    // Ни аппаратная точка останова, ни точка останова на память не срабатывают!

    ReadProcessMemory(GetCurrentProcess(),
        &to_break, &to_store, sizeof(to_break),
        &NumberOfBytesRead);
    return a;
}
```

ПРЫЖКИ В СЕРЕДИНУ КОМАНДЫ

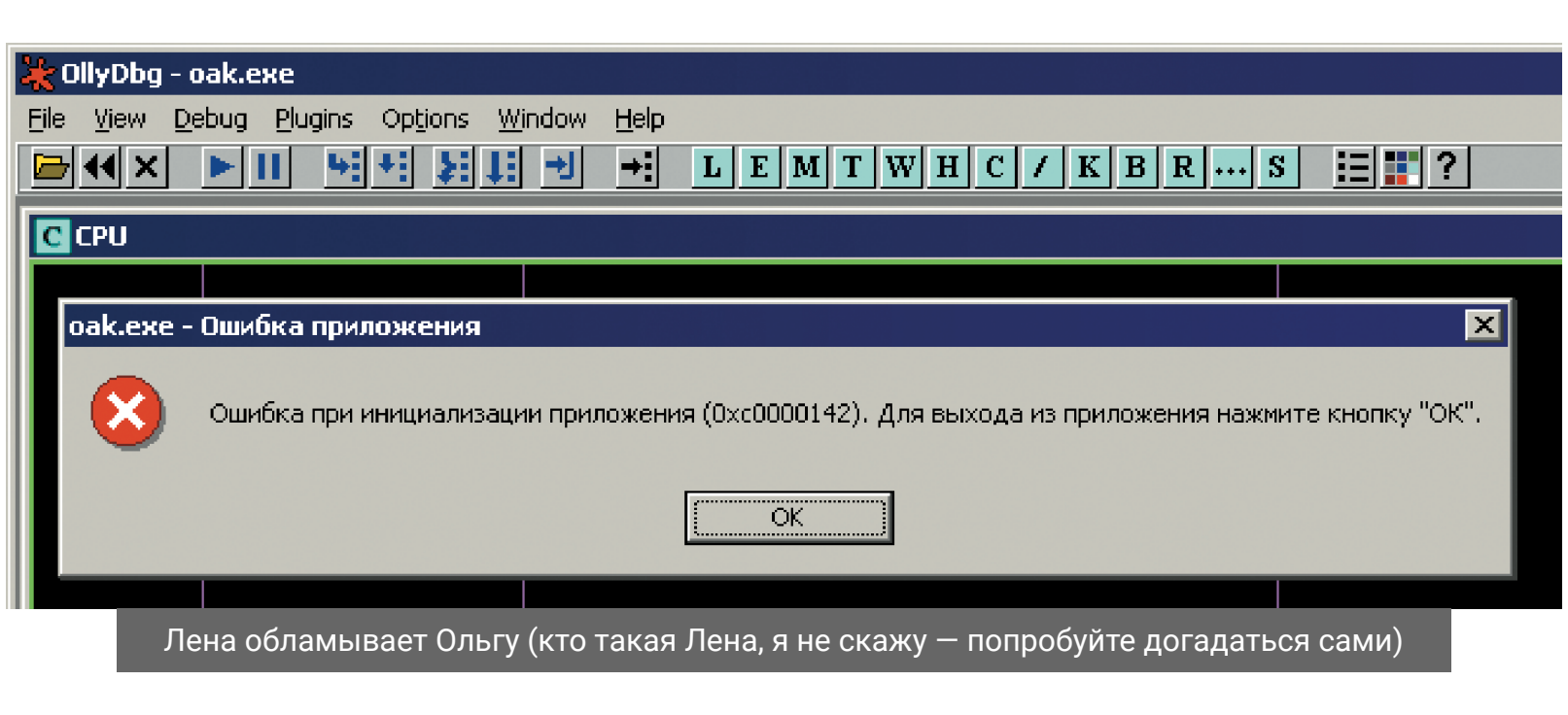
Рассмотрим простой, но невероятно эффективный антиотладочный прием, высаживающий хакеров на измену (особенно начинающих). Попробуем совершить прыжок в середину команды, но так, чтобы это не сильно бросалось в глаза. Например, так:

Борьба с точками останова путем прыжка в середину команды

```
.00401072: 3EFF10     call  d,ds:[eax] ; // CALL с префиксом DS
...
.004010A8: E8C6FFFFFF call  .000401073 ; // Прыжок в середину команды
...
.004010C9: E8A4FFFFFF call  .000401072 ; // Прыжок в начало команды
```

Допустим, мы установили точку останова на команду `CALL d, DS:[EAX]`, которой соответствует опкод `3Eh FFh 10h`. Как видно, первым идет префикс DS (3Eh), без которого CALL будет работать так же, как и с ним, даже чуть-чуть быстрее. Именно поверх префикса «Ольга» и записывает CCh при нажатии F2, а SoftICE делает то же самое по F7.

Команда `CALL 00401073h`, расположенная совсем в другом месте программы, пропускает префикс, начиная выполнение непосредственно с `FFh 10h`. Точка останова при этом, естественно, не срабатывает. Чтобы усыпить бдительность хакера, защита делает «холостой» вызов `CALL 00401072h`, приводящий к «всплытию» отладчика. Однако, поскольку предыдущий CALL пропущен, ломать такую защиту можно очень долго.



Лена обламывает Ольгу (кто такая Лена, я не скажу — попробуйте догадаться сами)

Самое интересное, что «Ольга» всячески сопротивляется установке программной точки останова на середину команды. В этом есть свой резон, поскольку в общем случае (подчеркиваю — в общем случае) программная точка останова, установленная в середину команды, ведет к непредсказуемому поведению процессора, зависящему от структуры опкода конкретной команды.

Тут сильно выручают точки останова на память, которые справляются с подобными ситуациями влет.

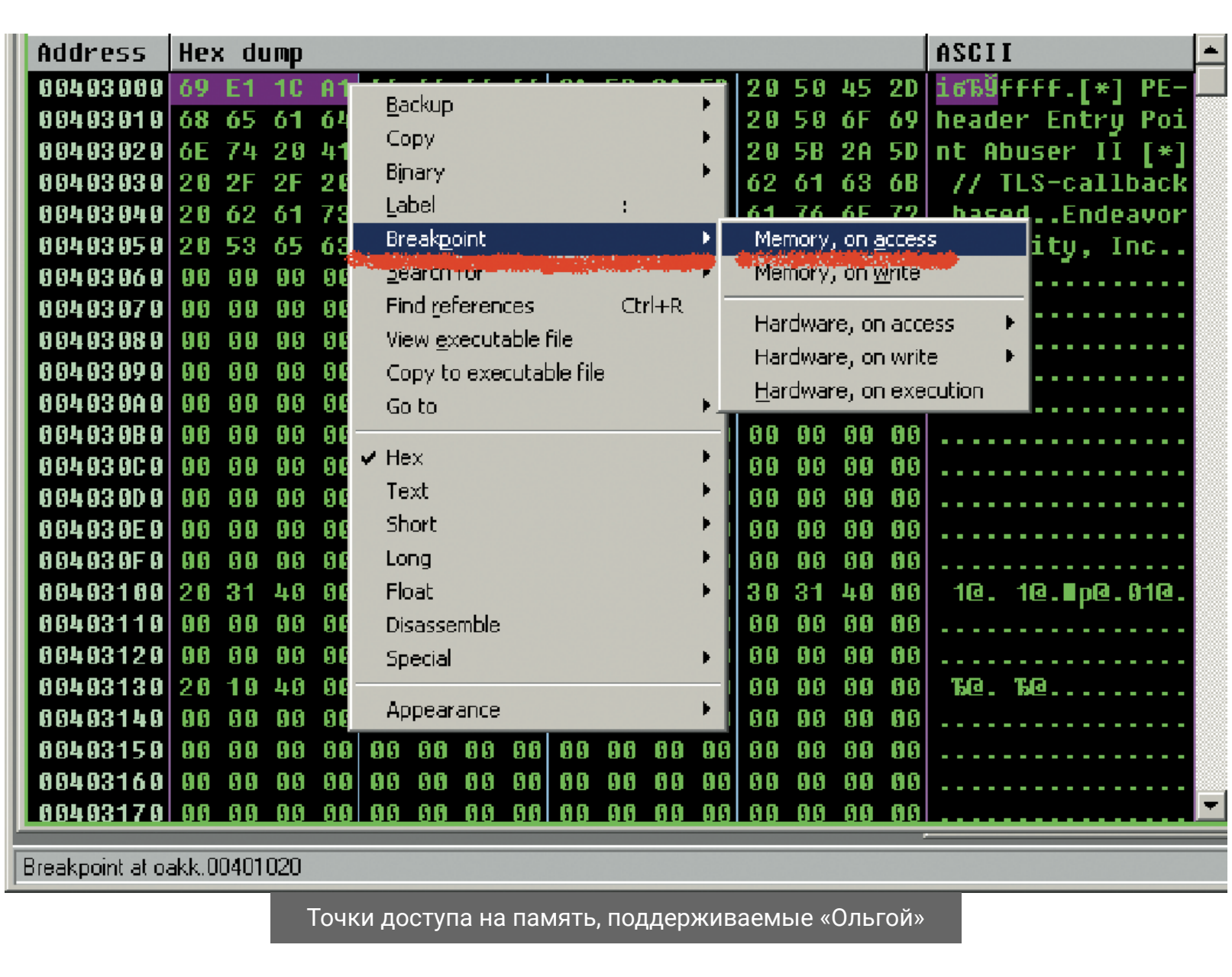
КОГДА НЕСКОЛЬКО УСЛОВИЙ ВЫПОЛНЯЮТСЯ ОДНОВРЕМЕННО

Вопрос на засыпку: что произойдет, если установить на команду сразу две точки останова — на доступ и исполнение — и оба этих условия сработают одновременно?

Конкретный пример показан ниже:

```
L1: MOV EAX, d, DS:[L2]
```

Согласно спецификации от Intel, если два или более условий выполняются одновременно, то генерируется одно отладочное исключение (но в статусном регистре DR6 обозначены все сработавшие бряки). Тут условия точек останова выполняются не одновременно, а последовательно.



Точки доступа на память, поддерживаемые «Ольгой»

Первой срабатывает точка останова по исполнению команды `MOV EAX, d, DS:[L2]`, при этом регистр EIP указывает на L1. Другими словами, отладочное прерывание генерируется до выполнения команды, когда к метке L2 никто и не думал обращаться. Логично, что бряк, установленный на L2, должен сработать сразу же после первого.

Должен — но не срабатывает никогда. Потому что разработчики отладчиков думают не головой, а... Ладно, оставим наезды и засядем за чтение технической литературы. В смысле мануалов, откуда мы быстро узнаем, что процессоры поддерживают специальный Resume Flag (он же #RF), хранящийся в регистре флагов EFLAGS и подавляющий генерацию отладочного исключения на время выполнения следующей машинной команды.

Для чего он нужен? А вот для чего! После срабатывания точки останова по исполнению регистр EIP указывает на L1.

Когда команда возобновит выполнение, мы снова словим отладочное исключение, и регистр EIP, как и прежде, будет указывать на L1. Чтобы разорвать этот заколдованный круг, отладчик взводит #RF-флаг, подавляя отладочные исключения, генерируемые текущей исполняемой командой. В процессе выполнения инструкции `MOV EAX, d, DS:[L2]` срабатывает точка останова на доступ к L2, но отладочное исключение не генерируется, отладчик не всплывает — и хакер остается в глухом подвале.

Как это можно использовать на практике? Да элементарно! Если L2 указывает на пароль или серийный номер, достаточно вынудить хакера установить аппаратную точку останова по исполнению на L1. Тогда аппаратная же точка останова на L2 не сработает и ее проворонить. А чтобы не проворонить, комбинируй аппаратные точки останова с программными или с точками доступа на память.