

Руководство разработчика FreeBSD

Аннотация

Добро пожаловать в Руководство разработчика. Этот документ находится в *процессе разработки* и создаётся усилиями многих людей. Многие разделы пока отсутствуют, а существующие нуждаются в обновлении. Если вы хотите помочь с этим проектом, отправьте письмо на [Список рассылки Проекта Документации FreeBSD](#).

Последняя версия этого документа всегда доступна по ссылке [веб-сервер FreeBSD](#). Его также можно загрузить в различных форматах и с разными вариантами сжатия с [сервера загрузки FreeBSD](#) или одного из многочисленных [зеркальных сайтов](#).

Содержание

I: Основы	5
1. Введение	6
1.1. Разработка на FreeBSD	6
1.2. Видение BSD	6
1.3. Архитектурные рекомендации	6
1.4. Структура каталога /usr/src	7
2. Инструменты разработки	8
2.1. Обзор	8
2.2. Введение	8
2.3. Введение в программирование	8
2.4. Компиляция с помощью cc	11
2.5. Make	17
2.6. Отладка	22
2.7. Использование Emacs в качестве среды разработки	32
2.8. Для дальнейшего ознакомления	41
3. Безопасное программирование	43
3.1. Обзор	43
3.2. Методология безопасного проектирования	43
3.3. Переполнение буфера	43
3.4. Проблемы с SetUID	46
3.5. Ограничение окружения вашей программы	46
3.6. Доверие	47
3.7. Состояние гонки	48
4. Локализация и интернационализация - L10N и I18N	49
4.1. Программирование приложений с поддержкой I18N	49
4.2. Локализованные сообщения с поддержкой родного языка POSIX.1 (NLS — Native Language Support)	50
5. Руководство и политика работы с деревом исходного кода	55
5.1. Рекомендации по стилю	55
5.2. MAINTAINER в Makefile-ax	55
5.3. Стороннее программное обеспечение	56
5.4. Файлы с правовыми ограничениями	56
5.5. Динамические библиотеки	57
6. Регрессионное и нагрузочное тестирование	59
6.1. Контрольный список для бенчмарка низкоуровневых операций	59
6.2. Tinderbox для исходного текста FreeBSD	61
6.3. Скрипт index.cgi	61
6.4. Официальные серверы сборки	63

6.5. Официальный сайт со сводками	63
II: Межпроцессное взаимодействие	64
7. Сокеты	65
7.1. Обзор	65
7.2. Сетевое взаимодействие и разнообразие	65
7.3. Протоколы	66
7.4. Модель сокетов	68
7.5. Основные функции сокетов	69
7.6. Вспомогательные функции	84
7.7. Многозадачные серверы	87
8. Внутреннее устройство IPv6	90
8.1. Реализация IPv6/IPsec	90
III: Ядро системы	110
9. Сборка и установка ядра FreeBSD	111
9.1. Построение более быстрым, но менее надежным способом	111
10. Отладка ядра	112
10.1. Получение аварийного дампа ядра	112
10.2. Отладка аварийного дампа ядра с помощью kgdb	114
10.3. Онлайн-отладка ядра с использованием DDB	117
10.4. Онлайн-отладка ядра с использованием удаленного GDB	121
10.5. Отладка драйвера консоли	123
10.6. Отладка взаимоблокировок	123
10.7. Отладка ядра с помощью Dcons	124
10.8. Глоссарий параметров ядра для отладки	127
IV: Архитектуры	130
11. Программирование на ассемблере x86	131
11.1. Обзор	131
11.2. Инструменты	131
11.3. Системные вызовы	132
11.4. Возвращаемые значения	134
11.5. Создание переносимого кода	136
11.6. Наша первая программа	140
11.7. Написание фильтров UNIX®	142
11.8. Буферизованный ввод и вывод	145
11.9. Аргументы командной строки	152
11.10. Окружение UNIX®	157
11.11. Работа с файлами	162
11.12. Спокойствие ума	174
11.13. Использование FPU	183
11.14. Предостережения	216
11.15. Благодарности	218

V: Приложения	219
Приложение А: Библиография	220

Часть I: Основы

Глава 1. Введение

1.1. Разработка на FreeBSD

Вот мы и здесь. Система установлена, и вы готовы начать программировать. Но с чего начать? Что предоставляет FreeBSD? Что она может сделать для меня как для программиста?

Вот некоторые вопросы, на которые эта глава пытается ответить. Конечно, программирование, как и любое другое ремесло, имеет разные уровни мастерства. Для кого-то это хобби, для других — профессия. Информация в этой главе может быть ориентирована на начинающего программиста; действительно, она может быть полезна программисту, не знакомому с платформой FreeBSD.

1.2. Видение BSD

Создать наилучший пакет операционной системы, подобной UNIX®, с должным уважением к оригинальной идеологии программных инструментов, а также к удобству использования, производительности и стабильности.

1.3. Архитектурные рекомендации

Наша идеология может быть описана следующими принципами

- Не добавляйте новую функциональность, если разработчик не может завершить реальное приложение без неё.
- Важно не только определить, чем является система, но и чем она не является. Не стоит пытаться удовлетворить все возможные потребности; вместо этого сделайте систему расширяемой, чтобы дополнительные требования могли быть реализованы с сохранением совместимости.
- Худшее, чем обобщение на основе одного примера — это обобщение без примеров вообще.
- Если проблема не до конца понятна, вероятно, лучше вообще не предоставлять решения.
- Если вы можете получить 90% желаемого эффекта за 10% работы, используйте более простое решение.
- Изолируйте сложность настолько, насколько это возможно.
- Предоставлять механизмы, а не политики. В частности, передайте политику пользовательского интерфейса в руки клиента.

Из Шейфлера и Геттиса: «X Window System»

1.4. Структура каталога /usr/src

Полный исходный код FreeBSD доступен в нашем [публичном Git-репозитории](#). Исходный код обычно устанавливается в /usr/src. Структура дерева каталогов исходного кода описана в файле [README.md](#) на верхнем уровне дерева.

Глава 2. Инструменты разработки

2.1. Обзор

В этой главе представлено введение в использование некоторых инструментов для программирования, поставляемых с FreeBSD, хотя многое из описанного применимо и к другим версиям UNIX®. Она *не* претендует на детальное описание процесса написания кода. Большая часть главы предполагает наличие минимальных или отсутствие знаний в программировании, хотя предполагается, что даже опытные программисты найдут в ней что-то полезное.

2.2. Введение

FreeBSD предоставляет отличную среду разработки. Компиляторы для C и C++, а также ассемблер входят в базовую систему, не говоря уже о классических инструментах UNIX®, таких как `sed` и `awk`. Если этого недостаточно, в коллекции Ports доступно множество других компиляторов и интерпретаторов. В следующем разделе, [Введение в программирование](#), перечислены некоторые из доступных вариантов. FreeBSD обладает высокой совместимостью со стандартами, такими как POSIX® и ANSI C, а также с собственным наследием BSD, что позволяет создавать приложения, которые будут компилироваться и запускаться с минимальными изменениями или без них на широком спектре платформ.

Однако вся эта мощь может поначалу ошеломить, если вы никогда раньше не писали программы на платформе UNIX®. Этот документ призван помочь вам начать работу, не углубляясь слишком сильно в более сложные темы. Цель заключается в том, чтобы дать вам достаточно базовых знаний для понимания документации.

Большая часть документа не требует или почти не требует знаний программирования, хотя предполагает базовые навыки работы с UNIX® и готовность учиться!

2.3. Введение в программирование

Программа — это набор инструкций, которые указывают компьютеру выполнять различные действия; иногда выполняемая инструкция зависит от результата предыдущей. В этом разделе представлен обзор двух основных способов передачи таких инструкций, или, как их обычно называют, «команд». Один способ использует *интерпретатор*, другой — *компилятор*. Поскольку человеческие языки слишком сложны для однозначного понимания компьютером, команды обычно записываются на одном из специально разработанных для этого языков.

2.3.1. Интерпретаторы

С интерпретатором язык поставляется как среда, в которой вы вводите команды в приглашении, и среда выполняет их для вас. Для более сложных программ вы можете ввести команды в файл и заставить интерпретатор загрузить файл и выполнить команды в нём. Если что-то пойдёт не так, многие интерпретаторы переведут вас в отладчик, чтобы

помочь найти проблему.

Преимущество этого подхода в том, что вы сразу видите результаты выполнения команд, а ошибки можно легко исправить. Самый большой недостаток проявляется, когда вы хотите поделиться своими программами с кем-то. У них должен быть такой же интерпретатор, или у вас должен быть способ предоставить его, и они должны понимать, как им пользоваться. Кроме того, пользователям может не понравиться, если они попадут в отладчик при нажатии не той клавиши! С точки зрения производительности интерпретаторы могут потреблять много памяти и обычно генерируют код менее эффективно, чем компиляторы.

По моему мнению, интерпретируемые языки — это лучший способ начать, если вы раньше не занимались программированием. Такая среда обычно встречается в языках вроде Lisp, Smalltalk, Perl и Basic. Можно также утверждать, что UNIX® shell (**sh**, **csh**) сам по себе является интерпретатором, и многие часто пишут shell-«скрипты» для помощи в различных «хозяйственных» задачах на своих машинах. Действительно, часть оригинальной философии UNIX® заключалась в предоставлении множества небольших утилит, которые можно было связывать вместе в shell-скриптах для выполнения полезных задач.

2.3.2. Доступные интерпретаторы в FreeBSD

Вот список интерпретаторов, доступных в Коллекции портов FreeBSD, с кратким обзором некоторых наиболее популярных интерпретируемых языков.

Инструкции по получению и установке приложений из Коллекции портов можно найти в [разделе Порты](#) руководства.

BASIC

Сокращение от Beginner's All-purpose Symbolic Instruction Code. Разработан в 1950-х годах для обучения студентов университетов программированию и поставлялся с каждым уважающим себя персональным компьютером в 1980-х. BASIC — первый язык программирования для многих программистов. Он также является основой для Visual Basic.

Интерпретатор Bywater Basic можно найти в Коллекции портов как [lang/bwbasic](#), а интерпретатор Phil Cockroft's Basic (ранее известный как Rabbit Basic) доступен как [lang/pbasic](#).

Lisp

Язык, разработанный в конце 1950-х годов как альтернатива популярным в то время языкам для «численных расчётов». В отличие от них, Lisp основан на списках; фактически, название является сокращением от «List Processing» (обработка списков). Он очень популярен в кругах, связанных с ИИ (искусственным интеллектом).

Lisp — это чрезвычайно мощный и сложный язык, но он может показаться довольно большим и громоздким.

В Коллекции портов FreeBSD доступны различные реализации Lisp, которые могут работать в системах UNIX®. CLISP от Bruno Haible и Michael Stoll доступен как [lang/clisp](#). Более простая реализация Lisp, SLisp, доступна как [lang/slisp](#).

Perl

Очень популярен среди системных администраторов для написания скриптов; также часто используется на веб-серверах для написания CGI-скриптов.

Perl доступен в Коллекции портов как [lang/perl5.36](#) для всех выпусков FreeBSD.

Scheme

Диалект Lisp, который более компактен и чист по сравнению с Common Lisp. Популярен в университетах, так как достаточно прост для обучения студентов в качестве первого языка, и при этом обладает достаточным уровнем абстракции для использования в исследовательской работе.

Схема доступна из Коллекции Портов как [lang/elk](#) для Интерпретатора Elk Scheme. Интерпретатор MIT Scheme можно найти в [lang/mit-scheme](#), а Интерпретатор SCM Scheme — в [lang/scm](#).

Lua

Lua — это легковесный встраиваемый язык сценариев. Он обладает высокой переносимостью и относительно прост. Lua доступен в коллекции портов в пакете [lang/lua54](#). Он также включен в базовую систему как `/usr/libexec/flua` для использования компонентами базовой системы. Стороннее программное обеспечение не должно зависеть от flua.

Python

Python — это объектно-ориентированный интерпретируемый язык. Его сторонники утверждают, что это один из лучших языков для начала программирования, поскольку он относительно прост в освоении, но не уступает другим популярным интерпретируемым языкам, используемым для разработки крупных и сложных приложений (Perl и Tcl — два других языка, популярных для таких задач).

Последняя версия Python доступна в Коллекции портов в пакете [lang/python](#).

Ruby

Ruby — это интерпретируемый, чисто объектно-ориентированный язык программирования. Он получил широкую популярность благодаря простому для понимания синтаксису, гибкости при написании кода и возможности легко разрабатывать и поддерживать большие, сложные программы.

Ruby доступен в Коллекции портов как [lang/ruby32](#).

Tcl и Tk

Tcl — это встраиваемый интерпретируемый язык, который получил широкое распространение и популярность в основном благодаря своей переносимости на множество платформ. Он может использоваться как для быстрого написания небольших прототипов приложений, так и (в сочетании с Tk, набором инструментов для графического интерфейса) полноценных программ с богатым функционалом.

Различные версии Tcl доступны в качестве портов для FreeBSD. Последняя версия, Tcl 8.7, находится в пакете [lang/tcl87](#).

2.3.3. Компиляторы

Компиляторы довольно сильно различаются. Прежде всего, вы пишете свой код в файле (или файлах) с помощью редактора. Затем вы запускаете компилятор и проверяете, принимает ли он вашу программу. Если программа не скомпилировалась, стисните зубы и вернитесь к редактору; если же компиляция прошла успешно и программа была создана, вы можете запустить её либо в командной строке оболочки, либо в отладчике, чтобы проверить её работу.^[1]

Очевидно, это требует больше усилий по сравнению с использованием интерпретатора. Однако это позволяет делать множество вещей, которые очень сложны или даже невозможны с интерпретатором, например, писать код, тесно взаимодействующий с операционной системой — или даже создавать собственную операционную систему! Это также полезно, если требуется написать очень эффективный код, так как компилятор может не спешить и оптимизировать код, что было бы неприемлемо в интерпретаторе. Более того, распространение программы, написанной для компилятора, обычно проще, чем для интерпретатора — можно просто предоставить копию исполняемого файла, предполагая, что у пользователя та же операционная система, что и у вас.

Поскольку цикл редактирования-компиляции-запуска-отладки довольно утомителен при использовании отдельных программ, многие производители коммерческих компиляторов создали интегрированные среды разработки (сокращённо IDE). FreeBSD не включает IDE в базовую систему, но в Коллекции портов доступен [devel/kdevelop](#), и многие используют для этой цели Emacs. Использование Emacs в качестве IDE обсуждается в [Использование Emacs как среды разработки](#).

2.4. Компиляция с помощью cc

Этот раздел посвящён компилятору clang для языков C и C++, так как он устанавливается вместе с базовой системой FreeBSD. Clang устанавливается как **cc**; пакет GNU-компилятора **gcc** доступен в Коллекции портов. Детали создания программы с интерпретатором значительно различаются в зависимости от интерпретатора и обычно хорошо описаны в документации и онлайн-справке интерпретатора.

Как только вы напишете свой шедевр, следующий шаг — преобразовать его во что-то, что (надеюсь!) будет работать на FreeBSD. Обычно это включает несколько шагов, каждый из которых выполняется отдельной программой.

1. Обработать исходный код, чтобы удалить комментарии и выполнить другие действия, такие как раскрытие макросов в C.
2. Проверить синтаксис вашего кода, чтобы убедиться, что вы соблюдаете правила языка. Если нет, он пожалуется!
3. Преобразовать исходный код в ассемблерный язык — это очень близко к машинному коду, но всё ещё понятно человеку. Как утверждается.
4. Преобразовать язык ассемблера в машинный код — да, здесь речь идет о битах и байтах, единицах и нулях.
5. Проверить, что вы использовали такие элементы, как функции и глобальные

переменные, правильно и последовательно. Например, если вы вызвали несуществующую функцию, это будет отмечено.

6. Если вы пытаетесь создать исполняемый файл из нескольких исходных файлов, определить, как объединить их все вместе.
7. Определить, как создать что-то, что загрузчик времени выполнения системы сможет загрузить в память и запустить.
8. Наконец, записать исполняемый файл в файловую систему.

Слово *компиляция* часто относится только к шагам с 1 по 4, а остальные шаги называются *линковкой*. Иногда шаг 1 называют *препроцессированием*, а шаги 3-4 — *ассемблированием*.

К счастью, почти все эти детали скрыты от вас, так как **cc** — это интерфейс, который управляет вызовом всех этих программ с правильными аргументами за вас; достаточно просто набрать

```
% cc foobar.c
```

и это вызовет компиляцию файла foobar.c всеми перечисленными выше шагами. Если у вас несколько файлов для компиляции, просто сделайте что-то вроде

```
% cc foo.c bar.c
```

Обратите внимание, что проверка синтаксиса — это всего лишь проверка синтаксиса. Она не выявит логических ошибок, которые вы могли допустить, например, создание бесконечного цикла или использование пузырьковой сортировки вместо бинарной.^[2]

Существует множество опций для **cc**, все они описаны в руководстве. Вот несколько наиболее важных из них с примерами использования.

-o filename

Имя выходного файла. Если вы не используете эту опцию, **cc** создаст исполняемый файл с именем a.out.^[3]

```
% cc foobar.c          executable is a.out
% cc -o foobar foobar.c executable is foobar
```

-c

Просто скомпилирует файл, не связывая его. Полезно для небольших программ, где нужно только проверить синтаксис, или если вы используете Makefile.

```
% cc -c foobar.c
```

Это создаст *объектный файл* (не исполняемый) с именем foobar.o. Его можно компоновать с другими объектными файлами в исполняемый файл.

-g

Создать отладочную версию исполняемого файла. Это заставляет компилятор записывать в исполняемый файл информацию о том, какая строка какого исходного файла соответствует какому вызову функции. Отладчик может использовать эту информацию для отображения исходного кода при пошаговом выполнении программы, что *очень* полезно; недостатком является то, что вся эта дополнительная информация значительно увеличивает размер программы. Обычно вы компилируете с **-g** во время разработки программы, а затем компилируете "релизную версию" без **-g**, когда убедитесь, что она работает правильно.

```
% cc -g foobar.c
```

Это создаст отладочную версию программы. ^[4]

-O

Создает оптимизированную версию исполняемого файла. Компилятор применяет различные хитрые приёмы, чтобы попытаться создать исполняемый файл, который работает быстрее обычного. Вы можете добавить число после **-O**, чтобы указать более высокий уровень оптимизации, но это часто выявляет ошибки в оптимизаторе компилятора.

```
% cc -O -o foobar foobar.c
```

Это создаст оптимизированную версию foobar.

Следующие три флага заставят **cc** проверять, что ваш код соответствует соответствующему международному стандарту, часто называемому стандартом ANSI, хотя строго говоря, это стандарт ISO.

-Wall

Включить все предупреждения, которые разработчики **cc** считают полезными. Несмотря на название, это не включит все предупреждения, которые **cc** способен выдавать.

-ansi

Отключит большинство, но не все, не-ANSI C функции, предоставляемые **cc**. Несмотря на название, это не гарантирует строгого соответствия вашего кода стандарту.

-pedantic

Отключит все не-ANSI C возможности **cc**.

Без этих флагов **cc** позволит вам использовать некоторые из своих нестандартных расширений стандарта. Некоторые из них очень полезны, но не будут работать с другими компиляторами — фактически, одна из основных целей стандарта заключается в том, чтобы позволить людям писать код, который будет работать с любым компилятором на любой системе. Это известно как *переносимый код*.

Обычно следует стремиться к тому, чтобы ваш код был как можно более переносимым,

иначе позже вам, возможно, придётся полностью переписать программу для её работы в другом месте — а кто знает, что вы будете использовать через несколько лет?

```
% cc -Wall -ansi -pedantic -o foobar foobar.c
```

В результате будет создан исполняемый файл `foobar` после проверки `foobar.c` на соответствие стандартам.

-llibrary

Укажите библиотеку функций, которая будет использоваться во время компоновки.

Наиболее распространённый пример этого — компиляция программы, использующей некоторые математические функции в C. В отличие от большинства других платформ, они находятся в отдельной библиотеке, отличной от стандартной библиотеки C, и необходимо указать компилятору добавить её.

Правило заключается в том, что если библиотека называется `libsomething.a`, то вы передаёте `cc` аргумент `-lsomething`. Например, математическая библиотека называется `libm.a`, поэтому вы передаёте `cc` аргумент `-lm`. Типичный подводный камень с математической библиотекой заключается в том, что она должна быть последней библиотекой в командной строке.

```
% cc -o foobar foobar.c -lm
```

Это приведёт к подключению функций математической библиотеки в `foobar`.

Если вы компилируете код на C++, используйте `c++`. `c++` также может быть вызван как `clang++` в FreeBSD.

```
% c++ -o foobar foobar.cc
```

Это создаст исполняемый файл `foobar` из исходного файла на C++ `foobar.cc`.

2.4.1. Распространённые вопросы и проблемы `cc`

2.4.1.1. Я скомпилировал файл с именем `foobar.c` и не могу найти исполняемый файл с именем `foobar`. Куда он пропал?

Помните, что `cc` вызовет исполняемый файл `a.out`, если вы не укажете иное. Используйте опцию `-o имя_файла`:

```
% cc -o foobar foobar.c
```


2.4.1.2. Хорошо, у меня есть исполняемый файл с именем `foobar`, я вижу его при выполнении команды `ls`, но когда я ввожу `foobar` в командной строке, система сообщает, что такого файла нет. Почему он не может его найти?

В отличие от MS-DOS®, UNIX® не ищет в текущем каталоге, когда пытается определить, какую программу нужно запустить, если вы явно не укажете это. Введите `./foobar`, что означает "запустить файл с именем `foobar` в текущем каталоге."

2.4.2. Я назвал свой исполняемый файл `test`, но при запуске ничего не происходит. В чем дело?

Большинство UNIX® систем имеют программу под названием `test` в `/usr/bin`, и оболочка выбирает её, прежде чем проверить текущий каталог. Введите следующее:

```
% ./test
```

или выберите более подходящее название для вашей программы!

2.4.2.1. Я скомпилировал свою программу, и сначала она работала нормально, но потом произошла ошибка, и было сообщение о `core dumped`. Что это значит?

Название *core dump* восходит к самым ранним дням UNIX®, когда машины использовали ферритовую память для хранения данных. По сути, если программа завершалась сбоем при определённых условиях, система записывала содержимое ферритовой памяти на диск в файл с именем `core`, который программист затем мог изучить, чтобы выяснить причину ошибки.

2.4.2.2. Увлекательный материал, но что мне теперь делать?

Используйте отладчик для анализа образа памяти (см. [Отладка](#)).

2.4.2.3. Когда моя программа сбросила `core`, она сообщила что-то о `segmentation fault`. Что это?

Это означает, что ваша программа попыталась выполнить какую-то недопустимую операцию с памятью; UNIX® разработана для защиты операционной системы и других программ от некорректно работающих программ.

Распространенные причины этого:

- Попытка записи в NULL-указатель, например:

```
char *foo = NULL;  
strcpy(foo, "bang!");
```

- Использование неинициализированного указателя, например:

```
char *foo;
```



```
strcpy(foo, "bang!");
```

Указатель будет иметь случайное значение, которое, возможно, укажет на область памяти, недоступную вашей программе, и ядро завершит вашу программу до того, как она сможет нанести какой-либо ущерб. Если вам не повезет, он укажет внутрь вашей собственной программы и повредит одну из структур данных, что приведет к загадочному сбою программы.

- Попытка доступа за пределы массива, например

```
int bar[20];  
bar[27] = 6;
```

- Попытка сохранить что-то в память только для чтения, например

```
char *foo = "My string";  
strcpy(foo, "bang!");
```

Версии UNIX® компиляторы часто помещают строковые литералы, такие как "Моя строка", в области памяти только для чтения.

- Выполнение нежелательных действий с `malloc()` и `free()`, например

```
char bar[80];  
free(bar);
```

или

```
char *foo = malloc(27);  
free(foo);  
free(foo);
```

Совершение одной из этих ошибок не всегда приведет к сбою, но это всегда плохая практика. Некоторые системы и компиляторы более терпимы, чем другие, поэтому программы, которые хорошо работают на одной системе, могут аварийно завершаться при попытке запустить их на другой.

2.4.2.4. Иногда при получении дампа памяти я вижу сообщение ошибки шины (bus error). В моей книге по UNIX® сказано, что это означает аппаратную проблему, но компьютер продолжает работать. Это правда?

Нет, к счастью, нет (если, конечно, у вас действительно нет аппаратной проблемы...). Обычно это означает, что вы обратились к памяти способом, который не следует использовать.

2.4.2.5. Этот процесс создания дампа памяти звучит довольно полезно, если я могу запускать его по своему желанию. Могу ли я это сделать, или нужно ждать возникновения ошибки?

Можете. Просто перейдите на другую консоль или xterm, выполните

```
% ps
```

чтобы узнать идентификатор процесса вашей программы и выполните

```
% kill -ABRT pid
```

где `pid` — идентификатор процесса, который вы нашли.

Это полезно, если ваша программа зависла в бесконечном цикле, например. Если ваша программа перехватывает SIGABRT, есть несколько других сигналов, которые оказывают аналогичный эффект.

В качестве альтернативы, вы можете создать дамп памяти изнутри вашей программы, вызвав функцию `abort()`. Дополнительную информацию можно найти на [abort\(3\)](#).

Если вы хотите создать дамп памяти извне вашей программы, но не хотите завершать процесс, вы можете использовать программу `gcore`. Подробнее см. на странице руководства [gcore\(1\)](#).

2.5. Make

2.5.1. Что такое `make`?

Когда вы работаете над простой программой с одним или двумя исходными файлами, вводя

```
% cc file1.c file2.c
```

это не слишком плохо, но быстро становится очень утомительным, когда есть несколько файлов — и компиляция тоже может занять время.

Один из способов обойти это — использовать объектные файлы и перекомпилировать исходный файл только в случае изменения исходного кода. Таким образом, у нас может получиться что-то вроде:

```
% cc file1.o file2.o ... file37.c ...
```

если бы мы изменили файл `file37.c`, но не трогали остальные с момента последней компиляции. Это может значительно ускорить компиляцию, но не решает проблему с вводом.

Или мы могли бы написать shell-скрипт для решения проблемы с вводом, но тогда пришлось бы перекомпилировать всё, что сделало бы его очень неэффективным для крупного проекта.

Что произойдет, если у нас есть сотни исходных файлов? Что, если мы работаем в команде с другими людьми, которые забывают сообщить нам, когда они изменили один из своих исходных файлов, которые мы используем?

Возможно, мы могли бы объединить два решения и написать что-то вроде shell-скрипта, который содержал бы какое-то волшебное правило, указывающее, когда исходный файл нужно компилировать. Теперь нам осталось только найти программу, которая сможет понимать эти правила, так как для shell это немного слишком сложно.

Эта программа называется **make**. Она читает файл, называемый *makefile*, который указывает, как различные файлы зависят друг от друга, и определяет, какие файлы нужно перекомпилировать, а какие нет. Например, правило может звучать так: «если `fromboz.o` старше, чем `fromboz.c`, значит, кто-то изменил `fromboz.c`, и его нужно перекомпилировать». В *makefile* также содержатся правила, указывающие **make**, как именно перекомпилировать исходный файл, что делает эту программу гораздо более мощным инструментом.

Файлы Makefile обычно хранятся в том же каталоге, что и исходный код, к которому они применяются, и могут называться *makefile*, *Makefile* или *MAKEFILE*. Большинство программистов используют имя *Makefile*, так как это помещает его в начало списка файлов в каталоге, где его легко заметить.^[5]

2.5.2. Пример использования **make**

Вот очень простой файл для **make**:

```
foo: foo.c
    cc -o foo foo.c
```

Он состоит из двух строк: строки зависимости и строки создания.

Строка зависимости здесь состоит из имени программы (известного как *цель*), за которым следует двоеточие, пробел и имя исходного файла. Когда **make** читает эту строку, он проверяет, существует ли файл `foo`; если он существует, программа сравнивает время последнего изменения файла `foo` с временем последнего изменения файла `foo.c`. Если файл `foo` не существует или старше файла `foo.c`, программа смотрит на строку создания, чтобы выяснить, что делать. Другими словами, это правило для определения, когда файл `foo.c` нужно перекомпилировать.

Строка создания начинается с табуляции (нажмите `tab`), а затем следует команда, которую вы бы ввели для создания `foo`, если бы делали это в командной строке. Если `foo` устарел или не существует, **make** выполняет эту команду для его создания. Другими словами, это правило, которое сообщает **make**, как перекомпилировать `foo.c`.

Таким образом, при вводе команды **make** система обеспечит актуальность файла `foo` относительно последних изменений в `foo.c`. Этот принцип можно распространить на

Makefile, содержащие сотни целей — фактически, в FreeBSD можно собрать всю операционную систему, просто введя `make buildworld buildkernel` в корневом каталоге дерева исходных кодов (src).

Еще одно полезное свойство makefile заключается в том, что цели не обязательно должны быть программами. Например, у нас может быть makefile, который выглядит так:

```
foo: foo.c
    cc -o foo foo.c

install:
    cp foo /home/me
```

Мы можем указать make, какую цель мы хотим собрать, набрав:

```
% make target
```

`make` будет рассматривать только указанную цель и игнорировать все остальные. Например, если мы введём `make foo` с указанным выше makefile, make проигнорирует цель `install`.

Если мы просто введём `make` без параметров, make всегда будет обращаться к первой цели и затем остановится, не рассматривая остальные. Поэтому если мы введём `make` здесь, он просто перейдет к цели `foo`, перекомпилирует `foo` при необходимости и затем остановится, не переходя к цели `install`.

Обратите внимание, что цель `install` не зависит ни от чего! Это означает, что команда в следующей строке всегда выполняется при попытке создать эту цель с помощью команды `make install`. В данном случае она скопирует `foo` в домашний каталог пользователя. Это часто используется в makefile приложений, чтобы приложение можно было установить в правильный каталог после успешной компиляции.

Это немного запутанная тема для объяснения. Если вы не до конца понимаете, как работает `make`, лучше всего написать простую программу, например, "hello world", и make-файл, как указано выше, и поэкспериментировать. Затем можно перейти к использованию нескольких исходных файлов или добавлению заголовочного файла в исходный код. В этом случае очень полезен `touch` — он изменяет дату файла без необходимости его редактирования.

2.5.3. make и include-файлы

Код на C часто начинается со списка подключаемых файлов, например `stdio.h`. Некоторые из этих файлов являются системными, а некоторые принадлежат текущему проекту:

```
#include <stdio.h>
#include "foo.h"
```

```
int main(....
```

Чтобы убедиться, что этот файл перекомпилируется при изменении `foo.h`, необходимо добавить его в Makefile:

```
foo: foo.c foo.h
```

В момент, когда ваш проект становится больше и у вас появляется все больше собственных включаемых файлов для поддержки, отслеживание всех включаемых файлов и файлов, которые от них зависят, становится проблемой. Если вы измените включаемый файл, но забудете перекомпилировать все файлы, которые от него зависят, последствия будут катастрофическими. У `clang` есть опция для анализа ваших файлов и создания списка включаемых файлов и их зависимостей: `-MM`.

Если вы добавите это в ваш Makefile:

```
depend:
    cc -E -MM *.c > .depend
```

и выполните `make depend`, появится файл `.depend` со списком объектных файлов, С-файлов и включаемых файлов:

```
foo.o: foo.c foo.h
```

Если вы измените файл `foo.h`, при следующем запуске `make` все файлы, зависящие от `foo.h`, будут перекомпилированы.

Не забудьте выполнить `make depend` каждый раз, когда вы добавляете include-файл в один из своих файлов.

2.5.4. Файлы Makefile системы FreeBSD

Makefile-ы могут быть довольно сложными для написания. К счастью, в BSD-системах, таких как FreeBSD, есть очень мощные Makefile-ы, поставляемые в составе системы. Отличным примером этого является система портов FreeBSD. Вот основная часть типичного Makefile для портов:

```
MASTER_SITES=    ftp://freefall.cdrom.com/pub/FreeBSD/LOCAL_PORTS/
DISTFILES=        scheme-microcode+dist-7.3-freebsd.tgz

.include <bsd.port.mk>
```

Теперь, если мы перейдем в каталог этого порта и наберем `make`, произойдет следующее:

1. Проверяется, есть ли исходный код этого порта уже в системе.

2. Если это не так, устанавливается FTP-соединение с URL в MASTER_SITES для загрузки исходного кода.
3. Контрольная сумма исходного кода вычисляется и сравнивается с контрольной суммой известной и хорошей копии исходного кода. Это делается для того, чтобы убедиться, что исходный код не был поврежден во время передачи.
4. Все необходимые изменения для адаптации исходного кода к работе в FreeBSD применяются — это называется применением *патча*.
5. Любая необходимая специальная настройка для исходного кода выполнена. (Многие дистрибутивы программ UNIX® пытаются определить, на какой версии UNIX® они компилируются и какие дополнительные функции UNIX® доступны — именно здесь они получают эту информацию в сценарии портов FreeBSD).
6. Компилируется исходный код программы. По сути, мы переходим в каталог, куда были распакованы исходные файлы, и выполняем `make` — собственный make-файл программы содержит необходимую информацию для сборки программы.
7. Теперь у нас есть скомпилированная версия программы. При желании мы можем протестировать её сейчас; когда мы уверены в программе, можно ввести `make install`. Это приведёт к копированию программы и всех необходимых вспомогательных файлов в нужные места, а также к добавлению записи в *базу данных пакетов*, чтобы позже можно было легко удалить порт, если мы передумаем.

Вот теперь, я думаю, вы согласитесь, что это довольно впечатляюще для скрипта из четырёх строк!

Секрет кроется в последней строке, которая указывает `make` обратиться к системному makefile под названием `bsd.port.mk`. Эту строку легко пропустить, но именно здесь начинается вся магия — кто-то написал makefile, который предписывает `make` выполнить все вышеперечисленные действия (плюс несколько других, которые я не упомянул, включая обработку возможных ошибок), и любой может получить доступ к этому функционалу, просто добавив одну строку в свой собственный makefile!

Если вы хотите взглянуть на эти системные makefile-ы, они находятся в `/usr/share/mk`, но, вероятно, лучше подождать, пока у вас не появится немного практики с makefile, так как они очень сложные (и если вы всё же решите их посмотреть, убедитесь, что у вас под рукой есть фляга крепкого кофе!)

2.5.5. Более сложные способы использования `make`

`Make` — это очень мощный инструмент, способный на гораздо большее, чем показано в простом примере выше. К сожалению, существует несколько различных версий `make`, и все они значительно отличаются друг от друга. Лучший способ узнать, на что они способны, — вероятно, прочитать документацию. Надеюсь, это введение дало вам основу, с которой вы сможете это сделать. В `make(1)` подробно обсуждаются переменные, аргументы и то, как использовать `make`.

Многие приложения в портах используют GNU make, который имеет очень хороший набор страниц "info". Если вы установили любой из этих портов, GNU make будет автоматически установлен как `gmake`. Он также доступен как отдельный порт и пакет.

Для просмотра справочных страниц (info) GNU make вам потребуется отредактировать файл `dir` в каталоге `/usr/local/info`, добавив соответствующую запись. Добавьте строку

* Make: (make).

The GNU Make utility.

в файл. После этого вы можете ввести `info` и затем выбрать `make` из меню (или в Emacs выполнить `C-h i`).

2.6. Отладка

2.6.1. Обзор отладчиков, поставляемых в системе

Использование отладчика позволяет запускать программу в более контролируемых условиях. Обычно можно выполнять программу построчно, проверять значения переменных, изменять их, указывать отладчику выполнение до определённой точки и затем останавливаться и так далее. Также можно подключиться к уже работающей программе или загрузить `core`-файл, чтобы исследовать причину аварийного завершения программы.

Этот раздел представляет собой краткое введение в использование отладчиков и не затрагивает специализированные темы, такие как отладка ядра. Для получения дополнительной информации по этой теме обратитесь к главе [Отладка ядра](#).

Стандартный отладчик, поставляемый с FreeBSD, называется `lldb` (LLVM debugger). Поскольку он является частью стандартной установки для данного выпуска, нет необходимости выполнять какие-либо дополнительные действия для его использования. Он обладает хорошей справкой по командам, доступной через команду `help`, а также [руководством и документацией в интернете](#).



Команда `lldb` также доступна [из портов или пакетов](#) как пакет `devel/llvm`.

Другой отладчик, доступный в FreeBSD, называется `gdb` (GNU debugger). В отличие от `lldb`, он не устанавливается по умолчанию в FreeBSD; для его использования необходимо [установить](#) пакет `devel/gdb` из портов или пакетов. Он обладает отличной встроенной справкой, а также набором `info`-страниц.

Два отладчика обладают схожим набором функций, поэтому выбор между ними в основном зависит от личных предпочтений. Если вы знакомы только с одним из них, используйте его. Тем, кто не знаком ни с одним или знаком с обоими, но хочет использовать отладчик внутри Emacs, придётся выбрать `gdb`, так как `lldb` не поддерживается Emacs. В остальных случаях попробуйте оба и решите, какой вам больше нравится.

2.6.2. Использование lldb

2.6.2.1. Запуск lldb

Запустите `lldb`, набрав

```
% lldb -- progname
```

2.6.2.2. Запуск программы с lldb

Скомпилируйте программу с `-g`, чтобы максимально использовать возможности `lldb`. Без этого флаг она будет работать, но отображать только имя текущей выполняемой функции вместо исходного кода. Если отображается строка вида:

```
Breakpoint 1: where = temp`main, address = ...
```

(без указания имени файла исходного кода и номера строки) при установке точки останова это означает, что программа не была скомпилирована с параметром `-g`.



Большинство команд `lldb` имеют более короткие формы, которые можно использовать вместо полных. Здесь используются полные формы для ясности.

На строке `lldb` введите `breakpoint set -n main`. Это укажет отладчику не показывать предварительный код настройки в запускаемой программе и остановить выполнение в начале кода программы. Теперь введите `process launch`, чтобы фактически запустить программу — она начнётся с кода настройки, а затем будет остановлена отладчиком при вызове `main()`.

Для пошагового выполнения программы строка за строкой введите `thread step-over`. Когда программа дойдёт до вызова функции, войдите в неё, набрав `thread step-in`. Оказавшись внутри вызова функции, вернитесь из него с помощью команды `thread step-out` или используйте `up` и `down`, чтобы быстро посмотреть на вызывающий код.

Вот простой пример того, как найти ошибку в программе с помощью `lldb`. Это наша программа (с умышленной ошибкой):

```
#include <stdio.h>

int bazz(int anint);

main() {
    int i;

    printf("This is my program\n");
    bazz(i);
    return 0;
}

int bazz(int anint) {
    printf("You gave me %d\n", anint);
    return anint;
}
```



```
}
```

Эта программа устанавливает значение `i` равным `5` и передает его в функцию `bazz()`, которая выводит переданное число.

Компиляция и запуск программы отображают

```
% cc -g -o temp temp.c
% ./temp
This is my program
anint = -5360
```

Это не то, что ожидалось! Пора разобраться, что происходит!

```
% lldb -- temp
(lldb) target create "temp"
Current executable set to 'temp' (x86_64).
(lldb) breakpoint set -n main          Skip the set-up code
Breakpoint 1: where = temp`main + 15 at temp.c:8:2, address = 0x0000000002012ef
lldb puts breakpoint at main()
(lldb) process launch                  Run as far as main()
Process 9992 launching
Process 9992 launched: '/home/pauamma/tmp/temp' (x86_64)   Program starts running

Process 9992 stopped
* thread #1, name = 'temp', stop reason = breakpoint 1.1    lldb stops at main()
  frame #0: 0x0000000002012ef temp`main at temp.c:8:2
    5  main() {
    6      int i;
    7
-> 8      printf("This is my program\n");          Indicates the line where it
stopped
    9      bazz(i);
   10      return 0;
   11  }
(lldb) thread step-over                Go to next line
This is my program                    Program prints out
Process 9992 stopped
* thread #1, name = 'temp', stop reason = step over
  frame #0: 0x000000000201300 temp`main at temp.c:9:7
    6      int i;
    7
    8      printf("This is my program\n");
-> 9      bazz(i);
   10      return 0;
   11  }
   12
(lldb) thread step-in                  step into bazz()
Process 9992 stopped
```

```
* thread #1, name = 'temp', stop reason = step in
  frame #0: 0x00000000020132b temp`bazz(anint=-5360) at temp.c:14:29 lldb displays
stack frame
  11  }
  12
  13  int bazz(int anint) {
-> 14      printf("You gave me %d\n", anint);
  15      return anint;
  16  }
(lldb)
```

Подождите минуту! Как переменная `int` стала равна `-5360`? Разве она не была установлена в `5` в `main()`? Давайте поднимемся к `main()` и посмотрим.

```
(lldb) up          Move up call stack
frame #1: 0x00000000020130b temp`main at temp.c:9:2          lldb displays stack frame
  6      int i;
  7
  8      printf("This is my program\n");
-> 9      bazz(i);
  10     return 0;
  11  }
  12
(lldb) frame variable i      Show us the value of i
(int) i = -5360              lldb displays -5360
```

О боже! Глядя на код, мы забыли инициализировать `i`. Мы хотели добавить

```
...
main() {
    int i;

    i = 5;
    printf("This is my program\n");
    ...
}
```

но мы пропустили строку `i=5;`. Поскольку мы не инициализировали `i`, она содержала любое число, которое оказалось в той области памяти при запуске программы, и в данном случае это оказалось `-5360`.



Команда `lldb` отображает стек вызовов каждый раз, когда мы входим в функцию или выходим из неё, даже если мы используем `up` и `down` для перемещения по стеку вызовов. Это показывает имя функции и значения её аргументов, что помогает отслеживать текущее положение и происходящее. (Стек — это область хранения, где программа сохраняет информацию об аргументах, переданных в функции, и о том, куда возвращаться после вызова функции.)

2.6.2.3. Изучение файла Core с помощью lldb

Файл core — это, по сути, файл, содержащий полное состояние процесса на момент его аварийного завершения. В «старые добрые времена» программистам приходилось распечатывать шестнадцатеричные дампы файлов core и корпеть над руководствами по машинному коду, но сейчас жизнь стала немного проще. Кстати, в FreeBSD и других системах на базе 4.4BSD файл core называется progname.core, а не просто core, чтобы было понятнее, какой программе он принадлежит.

Для анализа файла core укажите имя файла core в дополнение к самой программе. Вместо обычного запуска `lldb` введите `lldb -с имя_программы.core -- имя_программы`.

Отладчик отобразит что-то вроде этого:

```
% lldb -с progname.core -- progname
(lldb) target create "progname" --core "progname.core"
Core file '/home/pauamma/tmp/progname.core' (x86_64) was loaded.
(lldb)
```

В этом случае программа называлась progname, поэтому файл дампа имеет имя progname.core. Отладчик не показывает, почему программа завершилась аварийно или где это произошло. Для этого используйте команду `thread backtrace all`. Она также покажет, как была вызвана функция, в которой программа завершилась дампом ядра.

```
(lldb) thread backtrace all
* thread #1, name = 'progname', stop reason = signal SIGSEGV
  * frame #0: 0x0000000000201347 progname`bazz(anint=5) at temp2.c:17:10
    frame #1: 0x0000000000201312 progname`main at temp2.c:10:2
    frame #2: 0x000000000020110f progname`_start(ap=<unavailable>,
cleanup=<unavailable>) at crt1.c:76:7
(lldb)
```

`SIGSEGV` указывает, что программа пыталась получить доступ к памяти (обычно выполнить код или прочитать/записать данные) по адресу, который ей не принадлежит, но не предоставляет конкретных деталей. Для этого обратитесь к исходному коду на строке 10 файла temp2.c, в функции `bazz()`. Трассировка также показывает, что в данном случае `bazz()` была вызвана из `main()`.

2.6.2.4. Подключение к работающей программе с помощью lldb

Одной из самых замечательных особенностей `lldb` является возможность подключения к уже работающей программе. Конечно, для этого требуются соответствующие разрешения. Распространённая проблема — пошаговое выполнение программы, которая создаёт ответвления, с необходимостью отслеживать дочерний процесс, но отладчик отслеживает только родительский.

Для этого запустите другой `lldb`, используйте `ps` для поиска идентификатора процесса дочернего процесса и выполните

```
(lldb) process attach -p pid
```

в **lldb**, а затем отлаживайте как обычно.

Для того чтобы это работало правильно, код, который вызывает **fork** для создания дочернего процесса, должен делать что-то вроде следующего (предоставлено из документации **gdb**):

```
...
if ((pid = fork()) < 0)      /* _Always_ check this */
    error();
else if (pid == 0) {        /* child */
    int PauseMode = 1;

    while (PauseMode)
        sleep(10); /* Wait until someone attaches to us */
    ...
} else {                    /* parent */
    ...
```

Вот все, что нужно сделать: подключиться к дочернему процессу, установить **PauseMode** в **0** с помощью **expr PauseMode = 0** и дождаться возврата из вызова **sleep()**.

2.6.3. Удаленная отладка с использованием LLDB



Описанная функциональность доступна начиная с версии LLDB 12.0.0. Пользователи релизов FreeBSD, содержащих более раннюю версию LLDB, могут воспользоваться снимком из [портов или пакетов](#), как [devel/llvm-devel](#).

Начиная с LLDB 12.0.0, удалённая отладка поддерживается в FreeBSD. Это означает, что **lldb-server** может быть запущен для отладки программы на одном узле, в то время как интерактивный клиент **lldb** подключается к нему с другого.

Чтобы запустить новый процесс для удалённой отладки, выполните **lldb-server** на удалённом сервере, набрав

```
% lldb-server g host:port -- progname
```

Процесс будет остановлен сразу после запуска, и **lldb-server** будет ожидать подключения клиента.

Запустите **lldb** локально и введите следующую команду для подключения к удалённому серверу:

```
(lldb) gdb-remote host:port
```

`lldb-server` также может присоединиться к работающему процессу. Для этого введите следующее на удалённом сервере:

```
% lldb-server g host:port --attach pid-or-name
```

2.6.4. Использование `gdb`

2.6.4.1. Запуск `gdb`

Запустите `gdb`, набрав

```
% gdb progname
```

хотя многие предпочитают запускать его внутри Emacs. Для этого введите:

```
M-x gdb RET progname RET
```

Наконец, для тех, кого отпугивает текстовый интерфейс командной строки, существует графический интерфейс ([devel/xxgdb](#)) в Коллекции портов.

2.6.4.2. Запуск программы под отладчиком `gdb`

Скомпилируйте программу с `-g`, чтобы максимально использовать возможности `gdb`. Она будет работать и без этого, но отобразит только имя текущей выполняемой функции вместо исходного кода. Строка вида:

```
... (no debugging symbols found) ...
```

когда `gdb` запускается, это означает, что программа не была скомпилирована с опцией `-g`.

На приглашении `gdb` введите `break main`. Это укажет отладчику пропустить предварительный код настройки в выполняемой программе и остановить выполнение в начале кода программы. Теперь введите `run`, чтобы запустить программу — она начнётся с начала кода настройки, а затем будет остановлена отладчиком при вызове `main()`.

Для пошагового выполнения программы нажимайте `n`. При вызове функции войдите в неё, нажав `s`. Оказавшись внутри функции, вернитесь из неё, нажав `f`, или используйте `up` и `down` для быстрого просмотра вызывающего кода.

Вот простой пример того, как найти ошибку в программе с помощью `gdb`. Это наша программа (с умышленной ошибкой):

```
#include <stdio.h>

int bazz(int anint);
```

```
main() {
    int i;

    printf("This is my program\n");
    bazz(i);
    return 0;
}

int bazz(int anint) {
    printf("You gave me %d\n", anint);
    return anint;
}
```

Эта программа устанавливает значение `i` равным `5` и передает его в функцию `bazz()`, которая выводит переданное число.

Компиляция и запуск программы отображают

```
% cc -g -o temp temp.c
% ./temp
This is my program
anint = 4231
```

Это было не то, что мы ожидали! Пора разобраться, что происходит!

```
% gdb temp
GDB is free software and you are welcome to distribute copies of it
under certain conditions; type "show copying" to see the conditions.
There is absolutely no warranty for GDB; type "show warranty" for details.
GDB 4.13 (i386-unknown-freebsd), Copyright 1994 Free Software Foundation, Inc.
(gdb) break main          Skip the set-up code
Breakpoint 1 at 0x160f: file temp.c, line 9.  gdb puts breakpoint at main()
(gdb) run                  Run as far as main()
Starting program: /home/james/tmp/temp    Program starts running

Breakpoint 1, main () at temp.c:9      gdb stops at main()
(gdb) n                        Go to next line
This is my program                    Program prints out
(gdb) s                        step into bazz()
bazz (anint=4231) at temp.c:17          gdb displays stack frame
(gdb)
```

Подождите минуту! Как `int` стал равен `4231`? Разве он не был установлен в `5` в `main()`? Давайте поднимемся к `main()` и посмотрим.

```
(gdb) up                    Move up call stack
```

```
#1  0x1625 in main () at temp.c:11      gdb displays stack frame
(gdb) p i                               Show us the value of i
$1 = 4231                                gdb displays 4231
```

О боже! Глядя на код, мы забыли инициализировать `i`. Мы хотели добавить

```
...
main() {
    int i;

    i = 5;
    printf("This is my program\n");
    ...
}
```

но мы пропустили строку `i=5;`. Поскольку мы не инициализировали `i`, она содержала любое число, которое оказалось в той области памяти при запуске программы, и в данном случае это оказалось `4231`.



Команда `gdb` отображает стек вызовов каждый раз при входе в функцию или выходе из неё, даже при использовании `up` и `down` для перемещения по стеку вызовов. Это показывает имя функции и значения её аргументов, что помогает отслеживать текущее положение и происходящее. (Стек — это область хранения, где программа сохраняет информацию об аргументах, переданных в функции, и о месте, куда нужно вернуться после вызова функции.)

2.6.4.3. Изучение файла `core` с помощью `gdb`

Файл `core` — это, по сути, файл, содержащий полное состояние процесса на момент его аварийного завершения. В «старые добрые времена» программистам приходилось распечатывать шестнадцатеричные дампы файлов `core` и корпеть над руководствами по машинному коду, но сейчас жизнь стала немного проще. Кстати, в FreeBSD и других системах на базе 4.4BSD файл `core` называется `progname.core`, а не просто `core`, чтобы было понятнее, какой программе он принадлежит.

Для анализа файла `core` запустите `gdb` обычным способом. Вместо ввода команд `break` или `run` введите

```
(gdb) core progname.core
```

Если файл `core` отсутствует в текущем каталоге, сначала введите `dir /путь/к/core/файлу`.

Отладчик должен отобразить что-то вроде этого:

```
% gdb progname
GDB is free software and you are welcome to distribute copies of it
```

```
under certain conditions; type "show copying" to see the conditions.
There is absolutely no warranty for GDB; type "show warranty" for details.
GDB 4.13 (i386-unknown-freebsd), Copyright 1994 Free Software Foundation, Inc.
(gdb) core progname.core
Core was generated by `progname'.
Program terminated with signal 11, Segmentation fault.
Cannot access memory at address 0x7020796d.
#0  0x164a in bazz (anint=0x5) at temp.c:17
(gdb)
```

В этом случае программа называлась progname, поэтому файл дампа памяти называется progname.core. Мы видим, что программа завершилась аварийно из-за попытки доступа к области памяти, которая ей не доступна, в функции `bazz`.

Иногда полезно увидеть, как была вызвана функция, поскольку проблема могла возникнуть гораздо выше по стеку вызовов в сложной программе. `bt` заставляет `gdb` вывести трассировку стека вызовов:

```
(gdb) bt
#0  0x164a in bazz (anint=0x5) at temp.c:17
#1  0xefbfd888 in end ()
#2  0x162c in main () at temp.c:11
(gdb)
```

Функция `end()` вызывается при аварийном завершении программы; в данном случае функция `bazz()` была вызвана из `main()`.

2.6.4.4. Подключение к работающей программе с помощью gdb

Одной из самых удобных функций `gdb` является возможность подключения к уже запущенной программе. Конечно, для этого требуются соответствующие разрешения. Частой проблемой является пошаговое выполнение программы, которая создает дочерний процесс, когда нужно отслеживать дочерний процесс, но отладчик продолжает отслеживать только родительский.

Для этого запустите другой `gdb`, используйте `ps` для поиска идентификатора процесса дочернего элемента и выполните

```
(gdb) attach pid
```

в `gdb`, а затем отлаживайте как обычно.

Для того чтобы это работало правильно, код, который вызывает `fork` для создания дочернего процесса, должен делать что-то вроде следующего (предоставлено из документации `gdb`):

```
...
if ((pid = fork()) < 0)      /* _Always_ check this */
```



```
error();
else if (pid == 0) {          /* child */
    int PauseMode = 1;

    while (PauseMode)
        sleep(10); /* Wait until someone attaches to us */
    ...
} else {                      /* parent */
    ...
```

Теперь осталось только подключиться к дочернему процессу, установить `PauseMode` в `0` и дожидаться возврата из вызова `sleep()`!

2.7. Использование Emacs в качестве среды разработки

2.7.1. Emacs

Emacs — это высоконастраиваемый редактор — настолько, что его можно скорее назвать операционной системой, чем редактором! Многие разработчики и системные администраторы действительно проводят практически всё своё время, работая внутри Emacs, выходя из него только для завершения сеанса.

Невозможно даже кратко описать все, что может делать Emacs, но вот некоторые особенности, которые могут быть интересны разработчикам:

- Очень мощный редактор, позволяющий выполнять поиск и замену как строк, так и регулярных выражений (шаблонов), переход к началу/концу блока выражения и многое другое.
- Выпадающие меню и встроенная справка.
- Подсветка синтаксиса и форматирование отступов в зависимости от языка.
- Полностью настраиваемый.
- Вы можете компилировать и отлаживать программы из Emacs.
- При ошибке компиляции можно перейти к проблемной строке исходного кода.
- Дружелюбный интерфейс для программы `info`, используемой для чтения гипертекстовой документации GNU, включая документацию по самому Emacs.
- Дружелюбный интерфейс для `gdb`, позволяющий просматривать исходный код во время пошагового выполнения программы.

И, несомненно, множество других, которые были упущены из виду.

Emacs можно установить на FreeBSD с помощью пакета [editors/emacs](#).

После установки запустите его и выполните `C-h t`, чтобы прочитать руководство по Emacs — это означает, что нужно удерживать `control`, нажать `h`, отпустить `control`, а затем нажать `t`.

(Также можно использовать мышь для выбора Руководство по Emacs в меню **Help**.)

Хотя в Emacs и есть меню, стоит изучить сочетания клавиш, так как редактировать что-либо с их помощью гораздо быстрее, чем искать мышку и кликать в нужное место. Кроме того, общаясь с опытными пользователями Emacs, вы часто услышите выражения вроде «**M-x replace-s RET foo RET bar RET**» — полезно понимать, что они значат. Да и вообще, в Emacs столько полезных функций, что все они просто не поместятся на панелях меню.

К счастью, освоить сочетания клавиш довольно легко, так как они отображаются рядом с пунктами меню. Мой совет — использовать пункты меню для, скажем, открытия файла, пока вы не разберётесь, как это работает, и не почувствуете себя уверенно, а затем попробуйте выполнить **C-x C-f**. Когда освоитесь с этим, переходите к следующей команде меню.

Если вы не можете вспомнить, что делает определённая комбинация клавиш, выберите Описание Клавиши в меню **Help** и введите её — Emacs сообщит, что она делает. Вы также можете использовать пункт меню Command Apropos, чтобы найти все команды, содержащие определённое слово, с указанием соответствующих клавишных сочетаний.

Между прочим, выражение выше означает: удерживайте клавишу **Meta**, нажмите **x**, отпустите клавишу **Meta**, введите **replace-s** (сокращение от **replace-string** — ещё одна особенность Emacs в том, что команды можно сокращать), нажмите клавишу **return**, введите **foo** (строка, которую нужно заменить), нажмите клавишу **return**, введите **bar** (строка, на которую нужно заменить **foo**) и снова нажмите **return**. Emacs выполнит операцию поиска и замены, которую вы только что запросили.

Если вам интересно, что такое **Meta**, то это специальная клавиша, которая есть на многих рабочих станциях UNIX®. К сожалению, на PC её нет, поэтому обычно используется **alt** (или, если вам не повезло, **escape**).

Ах да, чтобы выйти из Emacs, нажмите **C-x C-c** (это значит зажмите клавишу **control**, нажмите **x**, затем **c** и отпустите **control**). Если у вас есть несохранённые файлы, Emacs спросит, хотите ли вы их сохранить. (Игнорируйте часть документации, где говорится, что **C-z** — это обычный способ выхода из Emacs — это оставляет Emacs работающим в фоне и полезно только на системах без виртуальных терминалов).

2.7.2. Настройка Emacs

Emacs делает много замечательных вещей; некоторые из них встроены, некоторые требуют настройки.

Вместо использования проприетарного языка макросов для конфигурации, Emacs применяет версию Lisp, специально адаптированную для редакторов, известную как Emacs Lisp. Работа с Emacs Lisp может быть весьма полезной, если вы хотите продолжить и изучить что-то вроде Common Lisp. Emacs Lisp обладает многими возможностями Common Lisp, хотя и значительно меньше (и, следовательно, проще для освоения).

Лучший способ изучить Emacs Lisp — это прочитать онлайн-руководство [Emacs Reference](#).

Однако для начала настройки Emacs не обязательно знать Lisp, так как я включил пример

файла .emacs, которого должно быть достаточно для старта. Просто скопируйте его в свой домашний каталог и перезапустите Emacs, если он уже запущен; он прочитает команды из файла и (надеюсь) предоставит вам полезную базовую конфигурацию.

2.7.3. Пример файла .emacs

К сожалению, здесь слишком много информации, чтобы объяснять всё подробно; однако есть один или два момента, которые стоит упомянуть.

- Всё, что начинается с `;`, является комментарием и игнорируется Emacs.
- В первой строке `-- Emacs-Lisp --` нужен для того, чтобы мы могли редактировать сам файл .emacs в Emacs и использовать все удобные функции для редактирования Emacs Lisp. Обычно Emacs пытается угадать это по имени файла, но может не сделать это правильно для .emacs.
- Клавиша `tab` связана с функцией отступа в некоторых режимах, поэтому при нажатии клавиши `tab` текущая строка кода будет с отступом. Если вы хотите вставить символ табуляции в текст, удерживайте клавишу `control` во время нажатия `tab`.
- Этот файл поддерживает подсветку синтаксиса для C, C++, Perl, Lisp и Scheme, определяя язык по имени файла.
- В Emacs уже есть предопределённая функция `next-error`. В окне вывода компиляции это позволяет переходить от одной ошибки компиляции к следующей с помощью `M-n`; мы определяем дополнительную функцию `previous-error`, которая позволяет вернуться к предыдущей ошибке с помощью `M-p`. Самое приятное — сочетание `C-c C-c` откроет исходный файл, в котором произошла ошибка, и перейдёт на соответствующую строку.
- Включаем возможность Emacs работать как сервер, так что если вы заняты чем-то вне Emacs и хотите отредактировать файл, можно просто ввести

```
% emacsclient filename
```

и затем вы можете редактировать файл в вашем Emacs!^[6]

Пример 1. Пример файла .emacs

```
;; -*-Emacs-Lisp-*-

;; This file is designed to be re-evald; use the variable first-time
;; to avoid any problems with this.
(defvar first-time t
  "Flag signifying this is the first time that .emacs has been evald")

;; Meta
(global-set-key "\M- " 'set-mark-command)
(global-set-key "\M-\C-h" 'backward-kill-word)
(global-set-key "\M-\C-r" 'query-replace)
(global-set-key "\M-r" 'replace-string)
(global-set-key "\M-g" 'goto-line)
```

```

(global-set-key "\M-h" 'help-command)

;; Function keys
(global-set-key [f1] 'manual-entry)
(global-set-key [f2] 'info)
(global-set-key [f3] 'repeat-complex-command)
(global-set-key [f4] 'advertised-undo)
(global-set-key [f5] 'eval-current-buffer)
(global-set-key [f6] 'buffer-menu)
(global-set-key [f7] 'other-window)
(global-set-key [f8] 'find-file)
(global-set-key [f9] 'save-buffer)
(global-set-key [f10] 'next-error)
(global-set-key [f11] 'compile)
(global-set-key [f12] 'grep)
(global-set-key [C-f1] 'compile)
(global-set-key [C-f2] 'grep)
(global-set-key [C-f3] 'next-error)
(global-set-key [C-f4] 'previous-error)
(global-set-key [C-f5] 'display-faces)
(global-set-key [C-f8] 'dired)
(global-set-key [C-f10] 'kill-compilation)

;; Keypad bindings
(global-set-key [up] "\C-p")
(global-set-key [down] "\C-n")
(global-set-key [left] "\C-b")
(global-set-key [right] "\C-f")
(global-set-key [home] "\C-a")
(global-set-key [end] "\C-e")
(global-set-key [prior] "\M-v")
(global-set-key [next] "\C-v")
(global-set-key [C-up] "\M-\C-b")
(global-set-key [C-down] "\M-\C-f")
(global-set-key [C-left] "\M-b")
(global-set-key [C-right] "\M-f")
(global-set-key [C-home] "\M-<")
(global-set-key [C-end] "\M->")
(global-set-key [C-prior] "\M-<")
(global-set-key [C-next] "\M->")

;; Mouse
(global-set-key [mouse-3] 'imenu)

;; Misc
(global-set-key [C-tab] "\C-q\t") ; Control tab quotes a tab.
(setq backup-by-copying-when-mismatch t)

;; Treat 'y' or <CR> as yes, 'n' as no.
(fset 'yes-or-no-p 'y-or-n-p)
(define-key query-replace-map [return] 'act)

```

```

(define-key query-replace-map [?\C-m] 'act)

;; Load packages
(require 'desktop)
(require 'tar-mode)

;; Pretty diff mode
(autoload 'ediff-buffers "ediff" "Intelligent Emacs interface to diff" t)
(autoload 'ediff-files "ediff" "Intelligent Emacs interface to diff" t)
(autoload 'ediff-files-remote "ediff"
  "Intelligent Emacs interface to diff")

(if first-time
  (setq auto-mode-alist
    (append '("\.cpp$" . c++-mode)
      ("\.hpp$" . c++-mode)
      ("\.lsp$" . lisp-mode)
      ("\.scm$" . scheme-mode)
      ("\.pl$" . perl-mode)
    ) auto-mode-alist)))

;; Auto font lock mode
(defvar font-lock-auto-mode-list
  (list 'c-mode 'c++-mode 'c++-c-mode 'emacs-lisp-mode 'lisp-mode 'perl-mode
'scheme-mode)
  "List of modes to always start in font-lock-mode")

(defvar font-lock-mode-keyword-alist
  '((c++-c-mode . c-font-lock-keywords)
    (perl-mode . perl-font-lock-keywords))
  "Associations between modes and keywords")

(defun font-lock-auto-mode-select ()
  "Automatically select font-lock-mode if the current major mode is in font-lock-
auto-mode-list"
  (if (memq major-mode font-lock-auto-mode-list)
    (progn
      (font-lock-mode t))
    )
  )

(global-set-key [M-f1] 'font-lock-fontify-buffer)

;; New dabbrev stuff
;(require 'new-dabbrev)
(setq dabbrev-always-check-other-buffers t)
(setq dabbrev-abbrev-char-regexp "\\sw\\|\\s_")
(add-hook 'emacs-lisp-mode-hook
  '(lambda ()
    (set (make-local-variable 'dabbrev-case-fold-search) nil)
    (set (make-local-variable 'dabbrev-case-replace) nil)))

```

```

(add-hook 'c-mode-hook
  '(lambda ()
    (set (make-local-variable 'dabbrev-case-fold-search) nil)
    (set (make-local-variable 'dabbrev-case-replace) nil)))
(add-hook 'text-mode-hook
  '(lambda ()
    (set (make-local-variable 'dabbrev-case-fold-search) t)
    (set (make-local-variable 'dabbrev-case-replace) t)))

;; C++ and C mode...
(defun my-c++-mode-hook ()
  (setq tab-width 4)
  (define-key c++-mode-map "\C-m" 'reindent-then-newline-and-indent)
  (define-key c++-mode-map "\C-ce" 'c-comment-edit)
  (setq c++-auto-hungry-initial-state 'none)
  (setq c++-delete-function 'backward-delete-char)
  (setq c++-tab-always-indent t)
  (setq c-indent-level 4)
  (setq c-continued-statement-offset 4)
  (setq c++-empty-arglist-indent 4))

(defun my-c-mode-hook ()
  (setq tab-width 4)
  (define-key c-mode-map "\C-m" 'reindent-then-newline-and-indent)
  (define-key c-mode-map "\C-ce" 'c-comment-edit)
  (setq c-auto-hungry-initial-state 'none)
  (setq c-delete-function 'backward-delete-char)
  (setq c-tab-always-indent t)
  ;; BSD-ish indentation style
  (setq c-indent-level 4)
  (setq c-continued-statement-offset 4)
  (setq c-brace-offset -4)
  (setq c-argdecl-indent 0)
  (setq c-label-offset -4))

;; Perl mode
(defun my-perl-mode-hook ()
  (setq tab-width 4)
  (define-key c++-mode-map "\C-m" 'reindent-then-newline-and-indent)
  (setq perl-indent-level 4)
  (setq perl-continued-statement-offset 4))

;; Scheme mode...
(defun my-scheme-mode-hook ()
  (define-key scheme-mode-map "\C-m" 'reindent-then-newline-and-indent))

;; Emacs-Lisp mode...
(defun my-lisp-mode-hook ()
  (define-key lisp-mode-map "\C-m" 'reindent-then-newline-and-indent)
  (define-key lisp-mode-map "\C-i" 'lisp-indent-line)
  (define-key lisp-mode-map "\C-j" 'eval-print-last-sexp))

```

```

;; Add all of the hooks...
(add-hook 'c++-mode-hook 'my-c++-mode-hook)
(add-hook 'c-mode-hook 'my-c-mode-hook)
(add-hook 'scheme-mode-hook 'my-scheme-mode-hook)
(add-hook 'emacs-lisp-mode-hook 'my-lisp-mode-hook)
(add-hook 'lisp-mode-hook 'my-lisp-mode-hook)
(add-hook 'perl-mode-hook 'my-perl-mode-hook)

;; Complement to next-error
(defun previous-error (n)
  "Visit previous compilation error message and corresponding source code."
  (interactive "p")
  (next-error (- n)))

;; Misc...
(transient-mark-mode 1)
(setq mark-even-if-inactive t)
(setq visible-bell nil)
(setq next-line-add-newlines nil)
(setq compile-command "make")
(setq suggest-key-bindings nil)
(put 'eval-expression 'disabled nil)
(put 'narrow-to-region 'disabled nil)
(put 'set-goal-column 'disabled nil)
(if (>= emacs-major-version 21)
    (setq show-trailing-whitespace t))

;; Elisp archive searching
(autoload 'format-lisp-code-directory "lispdir" nil t)
(autoload 'lisp-dir-apropos "lispdir" nil t)
(autoload 'lisp-dir-retrieve "lispdir" nil t)
(autoload 'lisp-dir-verify "lispdir" nil t)

;; Font lock mode
(defun my-make-face (face color &optional bold)
  "Create a face from a color and optionally make it bold"
  (make-face face)
  (copy-face 'default face)
  (set-face-foreground face color)
  (if bold (make-face-bold face))
  )

(if (eq window-system 'x)
    (progn
      (my-make-face 'blue "blue")
      (my-make-face 'red "red")
      (my-make-face 'green "dark green")
      (setq font-lock-comment-face 'blue)
      (setq font-lock-string-face 'bold)
      (setq font-lock-type-face 'bold)
    )
  )

```

```

(setq font-lock-keyword-face 'bold)
(setq font-lock-function-name-face 'red)
(setq font-lock-doc-string-face 'green)
(add-hook 'find-file-hooks 'font-lock-auto-mode-select)

(setq baud-rate 1000000)
(global-set-key "\C-cmm" 'menu-bar-mode)
(global-set-key "\C-cms" 'scroll-bar-mode)
(global-set-key [backspace] 'backward-delete-char)
;      (global-set-key [delete] 'delete-char)
(standard-display-european t)
(load-library "iso-transl"))))

;; X11 or PC using direct screen writes
(if window-system
    (progn
      ;;      (global-set-key [M-f1] 'hilit-repaint-command)
      ;;      (global-set-key [M-f2] [?\C-u M-f1])
      (setq hilit-mode-enable-list
        '(not text-mode c-mode c++-mode emacs-lisp-mode lisp-mode
          scheme-mode)
        hilit-auto-highlight nil
        hilit-auto-rehighlight 'visible
        hilit-inhibit-hooks nil
        hilit-inhibit-rebinding t)
      (require 'hilit19)
      (require 'paren))
    (setq baud-rate 2400) ; For slow serial connections
  )

;; TTY type terminal
(if (and (not window-system)
        (not (equal system-type 'ms-dos)))
    (progn
      (if first-time
          (progn
            (keyboard-translate ?\C-h ?\C-?)
            (keyboard-translate ?\C-? ?\C-h))))))

;; Under UNIX
(if (not (equal system-type 'ms-dos))
    (progn
      (if first-time
          (server-start)))))

;; Add any face changes here
(add-hook 'term-setup-hook 'my-term-setup-hook)
(defun my-term-setup-hook ()
  (if (eq window-system 'pc)
      (progn
        ;; (set-face-background 'default "red")

```



```

)))

;; Restore the "desktop" - do this as late as possible
(if first-time
    (progn
      (desktop-load-default)
      (desktop-read)))

;; Indicate that this file has been read at least once
(setq first-time nil)

;; No need to debug anything now

(setq debug-on-error nil)

;; All done
(message "All done, %s%s" (user-login-name) ".")

```

2.7.4. Расширение списка языков, понимаемых Emacs

Вот, это все хорошо, если вы хотите программировать только на языках, уже предусмотренных в .emacs (C, C++, Perl, Lisp и Scheme), но что произойдет, если появится новый язык под названием "whizbang", полный захватывающих возможностей?

Первое, что нужно сделать, — это выяснить, поставляются ли с whizbang какие-либо файлы, сообщающие Emacs о языке. Обычно они заканчиваются на .el, что означает "Emacs Lisp". Например, если whizbang является портом FreeBSD, мы можем найти эти файлы, выполнив

```
% find /usr/ports/lang/whizbang -name "*.el" -print
```

и установите их, скопировав в каталог Emacs, где находятся файлы Lisp (site-lisp). В FreeBSD это /usr/local/share/emacs/site-lisp.

Вот пример, если вывод команды find был

```
/usr/ports/lang/whizbang/work/misc/whizbang.el
```

мы бы сделали

```
# cp /usr/ports/lang/whizbang/work/misc/whizbang.el /usr/local/share/emacs/site-lisp
```

Далее нам нужно решить, какое расширение имеют исходные файлы whizbang. Допустим, для примера, что все они заканчиваются на .wiz. Нам необходимо добавить запись в наш .emacs, чтобы убедиться, что Emacs сможет использовать информацию из whizbang.el.

Найдите запись auto-mode-alist в файле .emacs и добавьте строку для whizbang, например:

```
...
("\\.lsp$" . lisp-mode)
("\\.wiz$" . whizbang-mode)
("\\.scm$" . scheme-mode)
...
```

Это означает, что Emacs автоматически перейдёт в режим **whizbang-mode** при редактировании файла с расширением **.wiz**.

Непосредственно ниже вы найдёте запись `font-lock-auto-mode-list`. Добавьте **whizbang-mode** в нее следующим образом:

```
;; Auto font lock mode
(defvar font-lock-auto-mode-list
  (list 'c-mode 'c++-mode 'c++-c-mode 'emacs-lisp-mode 'whizbang-mode 'lisp-mode
        'perl-mode 'scheme-mode)
  "List of modes to always start in font-lock-mode")
```

Это означает, что Emacs всегда будет включать **font-lock-mode** (т.е. подсветку синтаксиса) при редактировании файла **.wiz**.

И это всё, что требуется. Если вам нужно, чтобы что-то ещё выполнялось автоматически при открытии **.wiz**, вы можете добавить **whizbang-mode hook** (см. [my-scheme-mode-hook](#) для простого примера, который добавляет **auto-indent**).

2.8. Для дальнейшего ознакомления

Для получения информации о настройке среды разработки для внесения исправлений в саму FreeBSD см. [development\(7\)](#).

- Brian Harvey and Matthew Wright *Simply Scheme* MIT 1994. ISBN 0-262-08226-8
- Randall Schwartz *Learning Perl* O'Reilly 1993 ISBN 1-56592-042-2
- Patrick Henry Winston and Berthold Klaus Paul Horn *Lisp (3rd Edition)* Addison-Wesley 1989 ISBN 0-201-08319-1
- Brian W. Kernighan and Rob Pike *The Unix Programming Environment* Prentice-Hall 1984 ISBN 0-13-937681-X
- Brian W. Kernighan and Dennis M. Ritchie *The C Programming Language (2nd Edition)* Prentice-Hall 1988 ISBN 0-13-110362-8
- Bjarne Stroustrup *The C++ Programming Language* Addison-Wesley 1991 ISBN 0-201-53992-6
- W. Richard Stevens *Advanced Programming in the Unix Environment* Addison-Wesley 1992 ISBN 0-201-56317-7
- W. Richard Stevens *Unix Network Programming* Prentice-Hall 1990 ISBN 0-13-949876-1

[1] Если вы запустите её в оболочке, может произойти дамп памяти.

[2] На случай, если вы не знали: бинарная сортировка — это эффективный способ упорядочивания элементов, в отличие от пузырьковой.

[3] Причины этого кроются в глубинах истории.

[4] Примечание: мы не использовали флаг `-o` для указания имени исполняемого файла, поэтому получим исполняемый файл с именем `a.out`. Создание отладочной версии с именем `foobar` остается упражнением для читателя!

[5] Они не используют форму `MAKEFILE`, так как заглавные буквы часто применяются для файлов документации, таких как `README`.

[6] Многие пользователи Emacs устанавливают переменную окружения `EDITOR` в `emacsclient`, так что это происходит каждый раз, когда им нужно отредактировать файл.

Глава 3. Безопасное программирование

3.1. Обзор

В этой главе описываются некоторые проблемы безопасности, которые преследуют программистов UNIX® на протяжении десятилетий, а также новые инструменты, помогающие избежать написания уязвимого кода.

3.2. Методология безопасного проектирования

Написание безопасных приложений требует очень внимательного и пессимистичного взгляда на жизнь. Приложения должны работать по принципу "наименьших привилегий", чтобы ни один процесс не выполнялся с доступом, превышающим необходимый минимум для выполнения его функций. По возможности следует повторно использовать уже проверенный код, чтобы избежать распространённых ошибок, которые, возможно, уже исправили другие.

Одной из ловушек среды UNIX® является то, насколько легко делать предположения о разумности окружения. Приложения никогда не должны доверять пользовательскому вводу (во всех его формах), системным ресурсам, межпроцессному взаимодействию или времени событий. Процессы UNIX® выполняются не синхронно, поэтому логические операции редко бывают атомарными.

3.3. Переполнение буфера

Переполнение буфера существовало с самых истоков архитектуры фон Неймана [1](#). Впервые оно получило широкую известность в 1988 году благодаря червю Морриса. К сожалению, эта базовая атака остаётся эффективной и по сей день. Наиболее распространённый тип атаки с переполнением буфера основан на повреждении стека.

Большинство современных компьютерных систем используют стек для передачи аргументов процедурам и хранения локальных переменных. Стек — это буфер типа "последним пришёл — первым ушёл" (LIFO) в верхней области памяти процесса. Когда программа вызывает функцию, создаётся новый "стековый кадр". Этот стековый кадр состоит из аргументов, переданных функции, а также динамического количества места для локальных переменных. "Указатель стека" — это регистр, который содержит текущее местоположение вершины стека. Поскольку это значение постоянно меняется по мере добавления новых значений на вершину стека, многие реализации также предоставляют "указатель кадра", который располагается вблизи начала стекового кадра, чтобы локальные переменные могли легче адресоваться относительно этого значения. [1](#) Адрес возврата для вызовов функций также хранится в стеке, и это является причиной эксплойтов переполнения стека, поскольку переполнение локальной переменной в функции может перезаписать адрес возврата этой функции, потенциально позволяя злоумышленнику выполнить любой код по своему усмотрению.

Хотя атаки на стек являются наиболее распространёнными, также возможно переполнение стека с помощью атаки на кучу (malloc/free).

Язык программирования C не выполняет автоматическую проверку границ массивов или указателей, как это делают многие другие языки. Кроме того, стандартная библиотека C содержит множество очень опасных функций.

<code>strcpy(char *dest, const char *src)</code>	Может переполнить буфер назначения
<code>strcat(char *dest, const char *src)</code>	Может переполнить буфер назначения
<code>getwd(char *buf)</code>	Может переполнить буфер buf
<code>gets(char *s)</code>	Может переполнить буфер s
<code>[vf]scanf(const char *format, ...)</code>	Может переполнить свои аргументы.
<code>realpath(char *path, char resolved_path[])</code>	Может переполнить буфер пути
<code>[v]sprintf(char *str, const char *format, ...)</code>	Может переполнить буфер str.

3.3.1. Пример переполнения буфера

Следующий пример кода содержит переполнение буфера, предназначенное для перезаписи адреса возврата и пропуска инструкции, следующей сразу после вызова функции. (Вдохновлено [4](#))

```
#include <stdio.h>

void manipulate(char *buffer) {
    char newbuffer[80];
    strcpy(newbuffer,buffer);
}

int main() {
    char ch,buffer[4096];
    int i=0;

    while ((buffer[i++] = getchar()) != '\n') {};

    i=1;
    manipulate(buffer);
    i=2;
    printf("The value of i is : %d\n",i);
    return 0;
}
```

Давайте рассмотрим, как будет выглядеть образ памяти этого процесса, если мы введем 160 пробелов в нашу небольшую программу перед нажатием Enter.

Очевидно, что можно разработать более вредоносные входные данные для выполнения реальных скомпилированных инструкций (например, `exec(bin/sh)`).

3.3.2. Избегание переполнения буфера

Наиболее простое решение проблемы переполнения стека — всегда использовать функции копирования памяти и строк с ограничением длины. `strncpy` и `strncat` являются частью стандартной библиотеки C. Эти функции принимают параметр длины, который не должен превышать размер целевого буфера. Затем эти функции копируют до 'length' байтов из источника в назначение. Однако у этих функций есть ряд проблем. Ни одна из них не гарантирует завершающий NUL, если размер входного буфера равен размеру целевого. Параметр длины также используется неодинаково между `strncpy` и `strncat`, что может сбивать программистов с толку относительно их правильного использования. Также наблюдается значительное снижение производительности по сравнению с `strcpy` при копировании короткой строки в большой буфер, поскольку `strncpy` заполняет оставшееся пространство до указанного размера символами NUL.

Существует другая реализация копирования памяти для решения этих проблем. Функции `strlcpy` и `strlcat` гарантируют, что они всегда завершат строку назначения нулевым символом при передаче аргумента ненулевой длины.

3.3.2.1. Скомпилированная проверка границ во время выполнения

К сожалению, до сих пор существует очень большое количество кода в открытом доступе, который бездумно копирует память, не используя ни одну из ограниченных функций копирования, которые мы только что обсудили. К счастью, есть способ помочь предотвратить такие атаки — проверка границ во время выполнения, которая реализована в нескольких компиляторах C/C++.

ProPolice — это одна из таких функций компилятора, интегрированная в [gcc\(1\)](#) версий 4.1 и выше. Она заменяет и расширяет более раннее расширение StackGuard для [gcc\(1\)](#).

ProPolice помогает защититься от переполнений буфера на стеке и других атак, размещая псевдослучайные числа в ключевых областях стека перед вызовом любой функции. Когда функция завершается, эти "канарейки" проверяются, и если обнаруживается, что они были изменены, выполнение программы немедленно прекращается. Таким образом, любая попытка изменить адрес возврата или другие переменные, хранящиеся на стеке, с целью запуска вредоносного кода, вряд ли увенчается успехом, так как злоумышленнику также необходимо оставить псевдослучайные канарейки нетронутыми.

Перекомпиляция вашего приложения с использованием ProPolice является эффективным способом предотвращения большинства атак, связанных с переполнением буфера, но оно всё ещё может быть скомпрометировано.

3.3.2.2. Библиотечная проверка границ во время выполнения

Механизмы на основе компилятора совершенно бесполезны для проприетарного программного обеспечения, которое невозможно перекомпилировать. Для таких ситуаций существует ряд библиотек, которые переопределяют небезопасные функции стандартной библиотеки C (`strcpy`, `fscanf`, `getwd` и т.д.) и гарантируют, что эти функции никогда не смогут записать данные за указатель стека.

- `libsafe`

- `libverify`
- `libparanoia`

К сожалению, эти защиты на основе библиотек имеют ряд недостатков. Они защищают лишь от очень небольшого набора проблем, связанных с безопасностью, и не устраняют основную причину. Эти защиты могут не сработать, если приложение было скомпилировано с флагом `-fomit-frame-pointer`. Кроме того, переменные окружения `LD_PRELOAD` и `LD_LIBRARY_PATH` могут быть перезаписаны или сброшены пользователем.

3.4. Проблемы с SetUID

Существует как минимум 6 различных идентификаторов, связанных с каждым процессом, поэтому необходимо очень внимательно следить за уровнем доступа вашего процесса в любой момент времени. В частности, все приложения с `setuid` должны отказываться от своих привилегий, как только в них больше нет необходимости.

Действительный идентификатор пользователя может быть изменён только процессом с правами суперпользователя. Программа `login` устанавливает его при первоначальном входе пользователя в систему, и он редко изменяется.

Эффективный идентификатор пользователя устанавливается функциями `exec()`, если у программы установлен бит `setuid`. Приложение может вызывать `setuid()` в любое время, чтобы установить эффективный идентификатор пользователя либо в реальный идентификатор пользователя, либо в сохранённый `set-user-ID`. Когда эффективный идентификатор пользователя устанавливается функциями `exec()`, предыдущее значение сохраняется в сохранённом `set-user-ID`.

3.5. Ограничение окружения вашей программы

Традиционный метод ограничения процесса — это системный вызов `chroot()`. Этот системный вызов изменяет корневой каталог, от которого ссылаются все остальные пути для процесса и любых дочерних процессов. Для успешного выполнения этого вызова процесс должен иметь право на выполнение (поиск) в указанном каталоге. Новая среда фактически не вступает в силу, пока вы не выполните `chdir()` в новой среде. Также следует отметить, что процесс может легко выйти из окружения `chroot`, если он имеет привилегии `root`. Это может быть достигнуто путем создания узлов устройств для чтения памяти ядра, подключения отладчика к процессу вне окружения `chroot(8)` или многими другими творческими способами.

Поведение системного вызова `chroot()` можно частично контролировать с помощью переменной `sysctl kern.chroot_allow_open_directories`. Если этому параметру присвоено значение 0, `chroot()` завершится с ошибкой `EPERM`, если есть какие-либо открытые каталоги. Если установлено значение по умолчанию 1, то `chroot()` завершится с ошибкой `EPERM`, если есть открытые каталоги и процесс уже находится внутри вызова `chroot()`. Для любого другого значения проверка на открытые каталоги будет полностью пропущена.

3.5.1. Функциональность клеток FreeBSD

Концепция **клетки** расширяет возможности `chroot()`, ограничивая права суперпользователя для создания настоящего **виртуального сервера**. После настройки клетки все сетевые взаимодействия должны осуществляться через указанный IP-адрес, а привилегии **root** внутри этой клетки сильно ограничены.

Находясь в клетке, любые проверки прав суперпользователя в ядре с использованием вызова `suser()` завершатся неудачей. Однако некоторые вызовы `suser()` были заменены на новый интерфейс `suser_xxx()`. Эта функция отвечает за распознавание или запрет доступа к правам суперпользователя для процессов в клетке.

Суперпользователь в среде клетки имеет возможность:

- Управлять учетными данными с помощью `setuid`, `seteuid`, `setgid`, `setegid`, `setgroups`, `setreuid`, `setregid`, `setlogin`
- Устанавливать ограничений ресурсов с помощью `setrlimit`
- Изменять некоторые узлы `sysctl` (`kern.hostname`)
- `chroot()`
- Устанавливать флаги на vnode: `chflags`, `fchflags`
- Устанавливать атрибуты vnode, такие как права доступа к файлу, владелец, группа, размер, время доступа и время изменения.
- Привязываться к привилегированным портам в домене Интернета (порты < 1024)

Клетка — это очень полезный инструмент для запуска приложений в безопасной среде, но у него есть некоторые недостатки. В настоящее время механизмы IPC не были преобразованы в `suser_xxx`, поэтому такие приложения, как MySQL, не могут быть запущены внутри клетки. Доступ суперпользователя может иметь очень ограниченное значение внутри клетки, но нет возможности точно указать, что означает «очень ограниченный».

3.5.2. Возможности процесса в POSIX®.1e

POSIX® выпустил рабочий проект, который добавляет аудит событий, списки контроля доступа, детализированные привилегии, маркировку информации и обязательный контроль доступа.

Это работа в процессе, и она является основным направлением проекта [TrustedBSD](#). Некоторые первоначальные наработки были добавлены в FreeBSD-CURRENT (`cap_set_proc(3)`).

3.6. Доверие

Приложение никогда не должно предполагать, что окружение пользователя является предсказуемым. Это включает (но не ограничивается): пользовательский ввод, сигналы, переменные окружения, ресурсы, IPC, `mmap`s, текущую рабочую директорию файловой системы, файловые дескрипторы, количество открытых файлов и т.д.

Никогда не следует предполагать, что можно отловить все виды некорректных входных данных, которые может предоставить пользователь. Вместо этого ваше приложение должно использовать позитивную фильтрацию, разрешая только определённое подмножество входных данных, которые вы считаете безопасными. Некорректная проверка данных стала причиной многих уязвимостей, особенно в CGI-скриптах во всемирной паутине. Для имён файлов необходимо быть особенно осторожными с путями ("../", "/"), символическими ссылками и ескапе-символами оболочки.

В Perl есть замечательная функция под названием "Режим Taint", которая может использоваться для предотвращения небезопасного использования данных, полученных извне программы. Этот режим проверяет аргументы командной строки, переменные окружения, информацию о локали, результаты определённых системных вызовов (`readdir()`, `readlink()`, `getpwnxx()`) и все вводимые данные из файлов.

3.7. Состояние гонки

Состояние гонки — это аномальное поведение, вызванное непредвиденной зависимостью от относительного времени событий. Другими словами, программист ошибочно предположил, что определенное событие всегда произойдет раньше другого.

Некоторые из распространённых причин состояний гонки — это сигналы, проверки доступа и открытие файлов. Сигналы по своей природе являются асинхронными событиями, поэтому при работе с ними необходимо проявлять особую осторожность. Проверка доступа с помощью `access(2)`, а затем `open(2)` явно неатомарна. Пользователи могут перемещать файлы между этими двумя вызовами. Вместо этого привилегированные приложения должны использовать `seteuid()`, а затем вызывать `open()` напрямую. По аналогии, приложение всегда должно устанавливать правильную маску (`umask`) перед вызовом `open()`, чтобы избежать необходимости в лишних вызовах `chmod()`.

Глава 4. Локализация и интернационализация - L10N и I18N

4.1. Программирование приложений с поддержкой I18N

Чтобы сделать ваше приложение более полезным для пользователей, говорящих на других языках, мы надеемся, что вы будете разрабатывать его с поддержкой интернационализации (I18N). Компилятор GNU gcc и библиотеки для графического интерфейса, такие как QT и GTK, поддерживают I18N за счёт специальной обработки строк. Создание программы с поддержкой I18N очень просто. Это позволяет участникам быстро адаптировать ваше приложение для других языков. Для получения более подробной информации обратитесь к документации по I18N для конкретной библиотеки.

Вопреки распространённому мнению, написание кода, соответствующего стандарту I18N, является простой задачей. Обычно оно заключается лишь в оборачивании строк в специфичные для библиотеки функции. Кроме того, убедитесь, что поддерживаются широкие или многобайтовые символы.

4.1.1. Призыв к объединению усилий по интернационализации

Нам стало известно, что индивидуальные усилия по интернационализации (I18N) и локализации (L10N) в каждой стране дублируют работу друг друга. Многие из нас снова и снова неэффективно изобретают велосипед. Мы надеемся, что различные крупные группы разработчиков в области I18N смогут объединиться для совместной работы и ответственности, подобно Core Team в FreeBSD.

В настоящее время мы надеемся, что при написании или портировании I18N-программ вы будете отправлять их в соответствующие списки рассылки FreeBSD каждой страны для тестирования. В будущем мы надеемся создать приложения, которые будут работать на всех языках "из коробки" без грязных хаків.

Создана группа [Список рассылки, посвящённый интернационализации FreeBSD](#). Если вы разработчик в области I18N/L10N, присылайте свои комментарии, идеи, вопросы и всё, что относится к этой теме по вашему мнению.

4.1.2. Perl и Python

В Perl и Python есть библиотеки для I18N и работы с широкими символами. Пожалуйста, используйте их для соответствия требованиям I18N.

4.2. Локализованные сообщения с поддержкой родного языка POSIX.1 (NLS — Native Language Support)

Помимо основных функций интернационализации (I18N), таких как поддержка различных кодировок ввода или национальных соглашений, например, различных разделителей десятичных знаков, на более высоком уровне I18N можно локализовать сообщения, выводимые различными программами. Распространённый способ сделать это — использовать функции NLS POSIX.1, которые предоставляются как часть базовой системы FreeBSD.

4.2.1. Организация локализованных сообщений в файлы каталогов

POSIX.1 NLS использует файлы каталогов. Эти файлы содержат локализованные сообщения в желаемой кодировке. Сообщения организованы в наборы, и каждое сообщение идентифицируется целым числом в соответствующем наборе. Файлы каталогов традиционно называются по имени локали, для которой они содержат локализованные сообщения, с добавлением расширения `.msg`. Например, венгерские сообщения для кодировки ISO8859-2 должны храниться в файле с именем `hu_HU.ISO8859-2`.

Эти файлы каталогов представляют собой обычные текстовые файлы, содержащие нумерованные сообщения. Можно добавлять комментарии, начиная строку со знака `$`. Границы наборов также разделяются специальными комментариями, где ключевое слово `set` должно следовать непосредственно за знаком `$`. После ключевого слова `set` указывается номер набора. Например:

```
$set 1
```

Фактические записи сообщений начинаются с номера сообщения, за которым следует локализованное сообщение. Допускаются известные модификаторы из `printf(3)`:

```
15 "File not found: %s\n"
```

Файлы языкового каталога должны быть скомпилированы в бинарный формат перед тем, как они могут быть открыты программой. Это преобразование выполняется с помощью утилиты `gencat(1)`. Её первый аргумент — это имя файла скомпилированного каталога, а последующие аргументы — входные каталоги. Локализованные сообщения также могут быть организованы в несколько файлов каталогов, и затем все они могут быть обработаны с помощью `gencat(1)`.

4.2.2. Использование файлов каталога из исходного кода

Использование файлов каталогов простое. Чтобы вызвать функции, работающие с ними, необходимо включить файл `nl_types.h`. Перед использованием каталога его нужно открыть с помощью `catopen(3)`. Функция принимает два аргумента. Первый параметр — это имя

установленного и скомпилированного каталога. Обычно используется имя программы, например, `grep`. Это имя будет использоваться при поиске скомпилированного файла каталога. Вызов `catopen(3)` ищет этот файл в `/usr/share/nls/locale/catname` и в `/usr/local/share/nls/locale/catname`, где `locale` — установленная локализация, а `catname` — имя обсуждаемого каталога. Второй параметр — это константа, которая может принимать два значения:

- `NL_CAT_LOCALE`, что означает, что используемый файл каталога будет основан на `LC_MESSAGES`.
- `0`, что означает, что для открытия соответствующего каталога необходимо использовать `LANG`.

Вызов `catopen(3)` возвращает идентификатор каталога типа `nl_catd`. Обратитесь к справочной странице для получения списка возможных кодов ошибок.

После открытия каталога `catgets(3)` может быть использована для извлечения сообщения. Первый параметр — это идентификатор каталога, возвращаемый `catopen(3)`, второй — номер набора, третий — номер сообщения, а четвертый — резервное сообщение, которое будет возвращено, если запрошенное сообщение не может быть извлечено из файла каталога.

После использования файла каталога его необходимо закрыть, вызвав `catclose(3)`, которая принимает один аргумент — идентификатор каталога.

4.2.3. Практический пример

Следующий пример демонстрирует простое решение по гибкому использованию каталогов NLS.

Нижеследующие строки необходимо поместить в общий заголовочный файл программы, который включается во все исходные файлы, где необходимы локализованные сообщения:

```
#ifdef WITHOUT-NLS
#define getstr(n)    nlsstr[n]
#else
#include nl_types.h

extern nl_catd      catalog;
#define getstr(n)    catgets(catalog, 1, n, nlsstr[n])
#endif

extern char        *nlsstr[];
```

Далее, добавьте эти строки в глобальную секцию объявлений основного исходного файла:

```
#ifndef WITHOUT-NLS
#include nl_types.h
nl_catd catalog;
```

```
#endif

/*
 * Default messages to use when NLS is disabled or no catalog
 * is found.
 */
char    *nlsstr[] = {
    "",
/* 1*/  "some random message",
/* 2*/  "some other message"
};
```

Далее следуют реальные фрагменты кода, которые открывают, читают и закрывают каталог:

```
#ifndef WITHOUT-NLS
    catalog = catopen("myapp", NL_CAT_LOCALE);
#endif

...

printf(getstr(1));

...

#ifdef WITHOUT-NLS
    catclose(catalog);
#endif
```

4.2.3.1. Уменьшение количества строк для локализации

Хороший способ уменьшить количество строк, требующих локализации, — использовать сообщения об ошибках из `libc`. Это также полезно для избежания дублирования и обеспечения единообразия сообщений об ошибках, с которыми может столкнуться множество программ.

Вот пример, который не использует сообщения об ошибках из `libc`:

```
#include err.h
...
if (!S_ISDIR(st.st_mode))
    errx(1, "argument is not a directory");
```

Это можно преобразовать для вывода сообщения об ошибке, считывая `errno` и выводя соответствующее сообщение об ошибке:

```
#include err.h
```

```
#include errno.h
...
if (!S_ISDIR(st.st_mode)) {
    errno = ENOTDIR;
    err(1, NULL);
}
```

В этом примере пользовательская строка исключена, что упростит работу переводчиков при локализации программы, а пользователи увидят стандартное сообщение об ошибке "Not a directory" при возникновении данной ошибки. Это сообщение, вероятно, будет выглядеть более привычным для них. Обратите внимание, что для прямого доступа к `errno` потребовалось включить `errno.h`.

Стоит отметить, что бывают случаи, когда `errno` устанавливается автоматически предыдущим вызовом, поэтому нет необходимости устанавливать его явно:

```
#include err.h
...
if ((p = malloc(size)) == NULL)
    err(1, NULL);
```

4.2.4. Использование `bsd.nls.mk`

Использование файлов каталогов требует нескольких повторяемых шагов, таких как компиляция каталогов и их установка в нужное место. Чтобы ещё больше упростить этот процесс, `bsd.nls.mk` вводит некоторые макросы. Нет необходимости явно включать `bsd.nls.mk`, он подключается автоматически из общих Makefiles, таких как `bsd.prog.mk` или `bsd.lib.mk`.

Обычно достаточно определить `NLSNAME`, которое должно содержать имя каталога, указанное в качестве первого аргумента `catopen(3)`, и перечислить файлы каталогов в `NLS` без расширения `.msg`. Вот пример, который позволяет отключить NLS при использовании с предыдущими примерами кода. Для сборки программы без поддержки NLS необходимо определить переменную `WITHOUT-NLS` `make(1)`.

```
.if !defined(WITHOUT-NLS)
NLS=    es_ES.ISO8859-1
NLS+=   hu_HU.ISO8859-2
NLS+=   pt_BR.ISO8859-1
.else
CFLAGS+= -DWITHOUT-NLS
.endif
```

Обычно файлы каталогов размещаются в подкаталоге `nls`, и это поведение по умолчанию для `bsd.nls.mk`. Однако можно переопределить расположение каталогов с помощью переменной `NLSSRCDIR` `make(1)`. Имя по умолчанию для предварительно скомпилированных файлов каталогов также следует упомянутому ранее соглашению об именовании. Его

можно переопределить, установив переменную **NLSNAME**. Существуют и другие параметры для точной настройки обработки файлов каталогов, но обычно в этом нет необходимости, поэтому они здесь не описаны. Для получения дополнительной информации о `bsd.nls.mk` обратитесь к самому файлу — он короткий и легко понятен.

Глава 5. Руководство и политика работы с деревом исходного кода

Эта глава документирует различные руководства и политики, действующие для дерева исходных кодов FreeBSD.

5.1. Рекомендации по стилю

Соблюдение единого стиля написания кода чрезвычайно важно, особенно в крупных проектах, таких как FreeBSD. Код должен соответствовать стилям программирования FreeBSD, описанным в [style\(9\)](#) и [style.Makefile\(5\)](#).

5.2. MAINTAINER в Makefile-ах

Если определённая часть дистрибутива FreeBSD src/ поддерживается человеком или группой лиц, это указывается в файле src/MAINTAINERS. Сопровождающие портов в Коллекции портов указывают свою ответственность, добавляя строку **MAINTAINER** в Makefile соответствующего порта:

```
MAINTAINER= email-addresses
```



Для других частей репозитория или для разделов, в которых не указан сопровождающий, или если вы не уверены, кто является активным сопровождающим, попробуйте посмотреть историю последних коммитов соответствующих частей дерева исходного кода. Довольно часто сопровождающий явно не указан, но люди, которые активно работали с частью дерева исходного кода, скажем, последние пару лет, заинтересованы в проверке изменений. Даже если это не указано явно в документации или в самом исходном коде, запросить проверку из вежливости — вполне разумное действие.

Роль сопровождающего заключается в следующем:

- Сопровождающий является владельцем и ответственным за этот код. Это означает, что он или она отвечает за исправление ошибок и решение проблем, связанных с этой частью кода, а в случае с предоставленным программным обеспечением — за отслеживание новых версий, если это необходимо.
- Изменения в каталогах, для которых определен сопровождающий, должны быть отправлены сопровождающему на проверку и рецензирование перед коммитом. Только если сопровождающий не отвечает в течение недопустимо долгого времени на несколько писем, допустимо закоммитить изменения без его проверки. Тем не менее, рекомендуется по возможности попытаться получить рецензирование изменений у кого-нибудь ещё.
- Конечно, недопустимо добавлять человека или группу в качестве сопровождающего,

если они не согласны взять на себя эти обязанности. С другой стороны, это не обязательно должен быть один коммиттер, и это может быть и группа людей.

5.3. Стороннее программное обеспечение

Некоторые части дистрибутива FreeBSD состоят из программного обеспечения, которое активно поддерживается за пределами проекта FreeBSD. По историческим причинам мы называем это *сторонним* программным обеспечением. Некоторые примеры: LLVM, [zlib\(3\)](#) и [awk\(1\)](#).

Принятая процедура управления вносимым программным обеспечением включает создание *ветки поставщика* (*vendor branch*), где программное обеспечение может быть импортировано в чистом виде (без изменений), а обновления могут отслеживаться с учётом версий. Затем содержимое ветки поставщика применяется к дереву исходного кода, возможно, с локальными изменениями. Специфичные для FreeBSD элементы сборки поддерживаются в дереве исходного кода, а не в ветке поставщика.

В зависимости от потребностей и сложности, отдельные программные проекты могут отклоняться от этой процедуры по усмотрению сопровождающего. Точные шаги, необходимые для обновления конкретного программного обеспечения, должны быть записаны в файле с именем **FREEBSD-upgrade**; например, [файл FREEBSD-upgrade libarchive](#).

Стороннее программное обеспечение обычно размещается в подкаталоге contrib/ дерева исходных кодов, за некоторыми исключениями. Стороннее программное обеспечение, используемое только ядром, находится в sys/contrib/.



Поскольку это затрудняет импорт будущих версий, незначительные, тривиальные и/или косметические изменения *настоятельно не рекомендуются* для файлов, которые всё ещё отслеживают ветку поставщика.

5.3.1. Импорт веток поставщика

Стандартный процесс управления сторонним программным обеспечением и ветками поставщиков подробно описан в [Руководстве коммиттера](#).

5.4. Файлы с правовыми ограничениями

Время от времени может возникнуть необходимость включить файл с правовыми ограничениями (обремененными лицензиями, патентами) в дерево исходного кода FreeBSD. Например, если устройство требует загрузки небольшого бинарного кода перед началом работы, а у нас нет исходного кода для него, то такой бинарный файл считается обремененным. Следующие политики применяются к включению обремененных файлов в дерево исходного кода FreeBSD.

1. Любой файл, который интерпретируется или выполняется процессором(-ами) системы и не представлен в исходном формате, является обременённым.

2. Любой файл с лицензией более ограничительной, чем BSD или GNU, является обременённым.
3. Файл, содержащий загружаемые двоичные данные для использования оборудованием, не является обременённым, если к нему не применяется пункт (1) или (2).
4. Любой файл с правовыми ограничениями требует специального одобрения от [Core Team](#) перед добавлением в репозиторий.
5. Обремененные файлы помещаются в src/contrib или src/sys/contrib.
6. Весь модуль должен храниться вместе. Нет смысла разделять его, если только нет совместного использования кода с необременённой частью кода.
7. В прошлом бинарные файлы обычно кодировались с помощью uuencode и назывались arch/filename.o.uu. Теперь в этом нет необходимости, и бинарные файлы могут добавляться в репозиторий без изменений.
8. Файлы ядра системы:
 - a. Всегда должны быть указана в conf/files.* (для упрощения сборки).
 - b. Всегда должны быть в LINT, но [Core Team](#) решает в каждом конкретном случае, следует ли их закомментировать или нет. [Core Team](#) может, конечно, позже изменить свое решение.
 - c. *Инженер по выпуску* решает, будет ли это включено в выпуск.
9. Пользовательские файлы:
 - a. Команда [Core team](#) принимает решение о включении кода в базовую устанавливаемую систему.
 - b. [Отдел разработки релизов](#) решает, войдет ли это в релиз.

5.5. Динамические библиотеки

Если вы добавляете поддержку динамических библиотек в порт или другое программное обеспечение, у которого её нет, номера версий библиотек должны следовать этим правилам. Обычно итоговые номера не будут иметь ничего общего с версией выпуска программного обеспечения.

Для портов:

- Предпочитайте использовать номер, уже выбранный вышестоящим проектом
- Если вышестоящий источник предоставляет управление версиями символов, убедитесь, что мы используем их скрипт

Для базовой системы:

- Начните версии библиотеки с 1
- Настоятельно рекомендуется добавить контроль версий символов в новую библиотеку
- Если есть несовместимое изменение, обработайте его с помощью версионирования символов, сохраняя обратную совместимость ABI

- Если это невозможно или библиотека не использует версионирование символов, увеличьте версию библиотеки
- Прежде чем даже рассматривать увеличение версии библиотеки для библиотеки с версионированием символов, проконсультируйтесь с командой Release Engineering, предоставив причины, почему изменение настолько важно, что его следует разрешить, несмотря на нарушение ABI

Например, добавленные функции и исправления ошибок, не изменяющие интерфейсы, допустимы, тогда как удалённые функции, изменённый синтаксис вызовов и т.д. должны либо предоставлять обратно-совместимые символы, либо приведут к изменению старшего номера версии.

Обязанность коммиттера, вносящего изменения, — управлять версионированием библиотек.

Динамический загрузчик ELF сопоставляет имена библиотек буквально. Существует популярное соглашение, согласно которому версия библиотеки записывается в виде `libexample.so.x.y`, где `x` — это мажорная версия, а `y` — минорная. Общепринятой практикой является установка поля `soname` у библиотеки (тег ELF `DT_SONAME`) в `libexample.so.x`, а также создание символических ссылок `libexample.so.x→libexample.so.x.y`, `libexample.so→libexample.so.x` при установке библиотеки для последней минорной версии `y`. Таким образом, поскольку статический компоновщик ищет `libexample.so`, когда указана опция командной строки `-lexample`, объекты, скомпонованные с `libexample`, получают информацию о зависимости от правильной библиотеки. Почти все популярные системы сборки автоматически используют эту схему.

Глава 6. Регрессионное и нагрузочное тестирование

Регрессионные тесты используются для проверки определенной части системы, чтобы убедиться, что она работает как ожидается, и для предотвращения повторного появления старых ошибок.

Инструменты для регрессионного тестирования FreeBSD можно найти в дереве исходных кодов FreeBSD в каталоге `src/tools/regression`.

6.1. Контрольный список для бенчмарка низкоуровневых операций

Этот раздел содержит рекомендации по проведению корректного бенчмарка низкоуровневых операций на FreeBSD или самой FreeBSD.

Невозможно использовать все приведенные ниже рекомендации каждый раз, но чем больше их применяется, тем лучше способность теста выявлять небольшие различия.

- Отключить APM и любые другие манипуляции с часами (ACPI ?).
- Запускайте тесты в однопользовательском режиме. Например, `cron(8)` и другие демоны только добавляют шум. Демон `sshd(8)` также может вызвать проблемы. Если требуется доступ по SSH во время тестирования, либо отключите регенерацию ключа `SSHv1`, либо завершите родительский демон `sshd` во время тестов.
- Не запускайте `ntpd(8)`.
- Если события `syslog(3)` генерируются, запустите `syslogd(8)` с пустым `/etc/syslogd.conf`, в противном случае не запускайте его.
- Минимизируйте дисковые операции ввода-вывода, по возможности избегайте их полностью.
- Не монтируйте файловые системы, которые не требуются.
- Смонтируйте `/`, `/usr` и любые другие файловые системы в режиме только для чтения, если это возможно. Это исключает обновления `atime` на диске (и т.д.) из общей картины ввода-вывода.
- Переинициализируйте тестовую файловую систему с возможностью чтения/записи с помощью `newfs(8)` и заполните её из файла `tar(1)` или `dump(8)` перед каждым запуском. Размонтируйте и смонтируйте её перед началом теста. Это обеспечит согласованную структуру файловой системы. Для теста `worldstone` это применимо к `/usr/obj` (просто переинициализируйте с помощью `newfs` и смонтируйте). Для достижения 100% воспроизводимости заполните файловую систему из файла `dd(1)` (например: `dd if=myimage of=/dev/ad0s1h bs=1m`).
- Используйте разделы `md(4)` с поддержкой `malloc` или предзагруженные.
- Перезагружайтесь между отдельными итерациями теста, это обеспечивает более согласованное состояние.

- Удалите все необязательные драйверы устройств из ядра. Например, если USB не нужен для теста, не включайте поддержку USB в ядре. Драйверы, которые подключаются, часто имеют работающие таймауты.
- Отключите неиспользуемое оборудование. Отсоедините диски с помощью [atacontrol\(8\)](#) и [camcontrol\(8\)](#), если диски не используются для тестирования.
- Не настраивайте сеть, если она не тестируется, или дождитесь завершения тестирования, чтобы отправить результаты на другой компьютер.
- Отключите "турбо-режимы", так как они делают тактовую частоту явно зависимой от окружающей среды. Это означает, что результаты тестирования на 100% идентичном коде могут зависеть от времени суток, употребления кофе или газировки или даже от количества людей в офисе.

Если система должна быть подключена к общедоступной сети, следите за всплесками широковещательного трафика. Даже если они почти незаметны, они будут занимать циклы процессора. Многоадресная рассылка имеет аналогичные предостережения. * Размещайте каждую файловую систему на отдельном диске. Это минимизирует задержки, вызванные оптимизацией перемещения головок диска. * Минимизируйте вывод на последовательные или VGA-консоли. Запись вывода в файлы снижает дрожание. (Консоли на последовательном порту легко становятся узким местом.) Не касайтесь клавиатуры во время выполнения теста, даже нажатия `пробел` или `back-space` отражаются в числах. * Убедитесь, что тест достаточно длинный, но не слишком. Если тест слишком короткий, возникают проблемы с временными метками. Если он слишком длинный, изменения температуры и дрейф повлияют на частоту кварцевых кристаллов в компьютере. Эмпирическое правило: больше минуты, меньше часа. * Попытайтесь поддерживать температуру вокруг машины как можно более стабильной. Это влияет как на кварцевые резонаторы, так и на алгоритмы работы дисковых накопителей. Для получения действительно стабильных часов рассмотрите возможность использования стабилизированного тактового сигнала. Например, используйте ОСХО + PLL и подавайте выходной сигнал в тактовые схемы вместо кварцевого резонатора на материнской плате. Для получения дополнительной информации по этому вопросу свяжитесь с Roul-Henning Kamp <phk@FreeBSD.org>. * Выполните тест как минимум 3 раза, но лучше запустить более 20 раз как для кода "до", так и для кода "после". По возможности чередуйте запуски (т.е. не следует запускать 20 раз "до", а затем 20 раз "после"), это поможет выявить влияние окружения. Не чередуйте строго 1:1, а лучше 3:3, чтобы можно было обнаружить эффекты взаимодействия.

+ Хороший шаблон: `bababa{bbbaaa}`*. Это дает подсказку после первых 1+1 прогонов (так что можно остановить тест, если всё идет совсем не так), стандартное отклонение после первых 3+3 (дает хорошее представление, стоит ли проводить длительный прогон), а также тренды и показатели взаимодействия позже. * Используйте [ministat\(1\)](#), чтобы определить, являются ли числа значимыми. Рекомендуется приобрести книгу "Cartoon guide to statistics" ISBN: 0062731025, особенно если вы забыли или никогда не изучали стандартное отклонение и t-критерий Стьюдента. * Не используйте фоновый [fsck\(8\)](#), если тест не является бенчмарком фонового `fsck`. Также отключите `background_fsck` в `/etc/rc.conf`, если бенчмарк не запускается как минимум через 60+«время работы `fsck`» секунд после загрузки, так как [rc\(8\)](#) пробуждается и проверяет, нужно ли запускать `fsck` для каких-либо файловых систем, когда включен фоновый `fsck`. Аналогично, убедитесь, что нет оставшихся снимков, если только

бенчмарк не является тестом со снимками. * Если тесты производительности показывают неожиданно низкие результаты, проверьте такие факторы, как высокий объем прерываний из неожиданного источника. Сообщалось, что некоторые версии ACPI могут "вести себя неправильно" и генерировать избыточные прерывания. Для диагностики необычных результатов тестов сделайте несколько снимков `vmstat -i` и поищите что-то необычное. * Будьте внимательны к параметрам оптимизации для ядра и пользовательского пространства, а также отладки. Легко упустить что-то и позже понять, что тест сравнивал не одно и то же. * Никогда не проводите тестирование производительности с включёнными параметрами ядра `WITNESS` и `INVARIANTS`, если тест не направлен на оценку производительности именно этих функций. `WITNESS` может привести к снижению производительности на 400% и более. Аналогично, параметры userspace `malloc(3)` по умолчанию отличаются в -CURRENT от тех, что поставляются в релизах.

6.2. Tinderbox для исходного текста FreeBSD

Исходный Tinderbox состоит из:

- Скрипта сборки `tinderbox`, который автоматизирует выгрузку определённой версии исходного кода FreeBSD и её сборку.
- Скрипта-супервизора `tbmaster`, который отслеживает отдельные экземпляры Tinderbox, записывает их вывод и отправляет уведомления о сбоях по электронной почте.
- Скрипта CGI с именем `index.cgi`, который читает набор журналов `tbmaster` и представляет их в виде удобочитаемой HTML-сводки.
- Набора серверов сборки, которые постоянно тестируют последние изменения наиболее важных веток кода FreeBSD.
- Веб-сервера, хранящего полный набор журналов Tinderbox и отображающий актуальную сводку.

Скрипты поддерживаются и были разработаны Dag-Erling Smørgrav <des@FreeBSD.org>, и сейчас написаны на Perl, что стало шагом вперед по сравнению с их первоначальной версией в виде shell-скриптов. Все скрипты и конфигурационные файлы хранятся в [/projects/tinderbox/](http://projects.tinderbox/).

Для получения дополнительной информации о скриптах `tinderbox` и `tbmaster` на данном этапе обратитесь к соответствующим руководствам: `tinderbox(1)` и `tbmaster(1)`.

6.3. Скрипт `index.cgi`

Скрипт `index.cgi` генерирует HTML-сводку журналов `tinderbox` и `tbmaster`. Хотя изначально он предназначался для использования в качестве CGI-скрипта, как следует из его названия, этот скрипт также может быть запущен из командной строки или из задачи `cron(8)`, в таком случае он будет искать логи в директории, где расположен сам скрипт. Он автоматически определяет контекст, генерируя HTTP-заголовки при запуске в качестве CGI-скрипта. Он соответствует стандартам XHTML и использует CSS для стилизации.

Скрипт начинает работу в блоке `main()`, пытаясь проверить, что он выполняется на

официальном сайте Tinderbox. Если это не так, создается страница с указанием, что это не официальный сайт, и предоставляется URL официального сайта.

Далее выполняется сканирование каталога журналов для получения перечня конфигураций, веток и архитектур, для которых существуют файлы журналов, чтобы избежать жесткого задания списка в скрипте и потенциального появления пустых строк или столбцов. Эта информация извлекается из имен файлов журналов, соответствующих следующему шаблону:

```
tinderbox-$config-$branch-$arch-$machine.{brief,full}
```

Конфигурации, используемые на официальных серверах сборки Tinderbox, названы в соответствии с ветками, которые они собирают. Например, конфигурация `releng_8` используется для сборки `RELENG_8`, а также всех поддерживаемых веток выпусков.

После успешного завершения всей процедуры запуска для каждой конфигурации вызывается `do_config()`.

Функция `do_config()` генерирует HTML для отдельной конфигурации Tinderbox.

Он работает, сначала создавая строку заголовка, затем перебирая каждую сборку ветки с указанной конфигурацией, формируя одну строку результатов для каждой следующим образом:

- Для каждого элемента:
 - Для каждой машины в рамках этой архитектуры:
 - Если существует краткий файл журнала, то:
 - Вызвать `success()`, чтобы определить результат сборки.
 - Вывести размер изменения.
 - Вывести размер краткого файла журнала со ссылкой на сам файл журнала.
 - Если также существует полный файл журнала, то:
 - Вывести размер полного файла журнала со ссылкой на сам файл журнала.
 - В противном случае:
 - Нечего не выводить.

Упомянутая выше функция `success()` проверяет краткий лог-файл на наличие строки "tinderbox run completed", чтобы определить, была ли сборка успешной.

Конфигурации и ветви сортируются в соответствии с их рангом. Это вычисляется следующим образом:

- `HEAD` и `CURRENT` имеют ранг 9999.
- `RELENG_x` имеет ранг `xx99`.
- `RELENG_x_y` имеет ранг `xxуу`.

Это означает, что **HEAD** всегда имеет наивысший приоритет, а ветви **RELENG** ранжируются в числовом порядке, причём каждая ветвь **STABLE** имеет более высокий приоритет, чем ветви выпусков, ответвлённые от неё. Например, для FreeBSD 8 порядок от наивысшего к низшему будет следующим:

- **RELENG_8** (ранг ветки 899).
- **RELENG_8_3** (ранг ветки 803).
- **RELENG_8_2** (ранг ветки 802).
- **RELENG_8_1** (ранг ветки 801).
- **RELENG_8_0** (ранг ветки 800).

Цвета, которые Tinderbox использует для каждой ячейки в таблице, определяются CSS. Успешные сборки отображаются зелёным текстом; неудачные сборки отображаются красным текстом. Цвет блекнет со временем с момента соответствующей сборки, приближаясь к серому каждые полчаса.

6.4. Официальные серверы сборки

Официальные серверы сборки Tinderbox размещены на площадке [Sentex Data Communications](#), которая также предоставляет хостинг для кластера Netperf FreeBSD.

В настоящее время работают три сервера сборки:

freebsd-current.sentex.ca собирает:

- **HEAD** для amd64, arm, i386, i386/pc98, ia64, mips, powerpc, powerpc64 и sparc64.
- **RELENG_9** и поддерживаемые ветки 9.X для amd64, arm, i386, i386/pc98, ia64, mips, powerpc, powerpc64 и sparc64.

freebsd-stable.sentex.ca собирает:

- **RELENG_8** и поддерживаемые ветки 8.X для amd64, i386, i386/pc98, ia64, mips, powerpc и sparc64.

freebsd-legacy.sentex.ca собирает:

- **RELENG_7** и поддерживаемые ветки 7.X для amd64, i386, i386/pc98, ia64, powerpc и sparc64.

6.5. Официальный сайт со сводками

Сводки и журналы с официальных серверов сборки доступны в сети по адресу <http://tinderbox.FreeBSD.org>, размещены на Dag-Erling Smørgrav <des@FreeBSD.org> и настроены следующим образом:

- Задание **cron(8)** проверяет серверы сборки через регулярные интервалы и загружает все новые файлы журналов с помощью **rsync(1)**.
- Apache настроен на использование **index.cgi** в качестве **DirectoryIndex**.

Часть II: Межпроцессное взаимодействие

Глава 7. Сокеты

7.1. Обзор

Сокеты BSD выводят межпроцессное взаимодействие на новый уровень. Теперь взаимодействующие процессы не обязательно должны выполняться на одной машине. Они всё ещё *могут*, но не обязаны.

Не только эти процессы не обязаны выполняться на одной машине, они также могут работать под разными операционными системами. Благодаря BSD-сокетам, ваше ПО на FreeBSD может легко взаимодействовать с программой, работающей на Macintosh®, другой — на рабочей станции Sun™, и ещё одной — под Windows® 2000, при этом все они подключены к локальной сети на основе Ethernet.

Но ваше программное обеспечение может так же эффективно взаимодействовать с процессами, работающими в другом здании, на другом континенте, внутри подводной лодки или космического челнока.

Он также может взаимодействовать с процессами, которые не являются частью компьютера (по крайней мере, не в строгом смысле этого слова), а таких устройств, как принтеры, цифровые камеры, медицинское оборудование. Практически со всем, что способно к цифровой коммуникации.

7.2. Сетевое взаимодействие и разнообразие

Мы уже упоминали о *разнообразии* сетевых технологий. Множество различных систем должны взаимодействовать друг с другом. И они должны говорить на одном языке. Также они должны *понимать* этот язык одинаковым образом.

Часто думают, что *язык тела* универсален. Но это не так. В ранней юности отец взял меня с собой в Болгарию. Мы сидели за столиком в парке Софии, когда к нам подошел продавец, предлагая купить жареный миндаль.

Я тогда еще не знал болгарского, поэтому вместо словесного отказа я покачал головой из стороны в сторону — это «универсальный» язык тела для обозначения *нет*. Продавец тут же начал угощать нас миндалем.

Затем я вспомнил, что мне говорили, будто в Болгарии покачивание головой из стороны в сторону означает *да*. Быстро я начал кивать головой вверх-вниз. Продавец заметил, взял свои миндалины и ушёл. Для непосвящённого наблюдателя я не изменил язык тела: я продолжал использовать движения головой — покачивание и кивание. Изменился *смысл* языка тела. Сначала продавец и я интерпретировали одни и те же жесты как имеющие совершенно разный смысл. Мне пришлось скорректировать свою собственную интерпретацию этих жестов, чтобы продавец меня понял.

То же самое и с компьютерами: одни и те же символы могут иметь разное, даже полностью противоположное значение. Поэтому, чтобы два компьютера понимали друг друга, они должны договориться не только об одном *языке*, но и об одном *толковании* языка.

7.3. Протоколы

В то время как различные языки программирования обычно имеют сложный синтаксис и используют множество многосимвольных зарезервированных слов (что облегчает их понимание для человека-программиста), языки передачи данных, как правило, очень лаконичны. Вместо многосимвольных слов они часто используют отдельные *биты*. Для этого есть очень убедительная причина: хотя данные внутри вашего компьютера передаются со скоростью, близкой к скорости света, между двумя компьютерами они часто передаются значительно медленнее.

Поскольку языки, используемые в передаче данных, настолько лаконичны, мы обычно называем их *протоколами*, а не языками.

При передаче данных от одного компьютера к другому всегда используется более одного протокола. Эти протоколы *располагаются слоями*. Данные можно сравнить с внутренней частью лука: необходимо снять несколько слоёв «кожи», чтобы добраться до данных. Это лучше всего проиллюстрировано на рисунке:

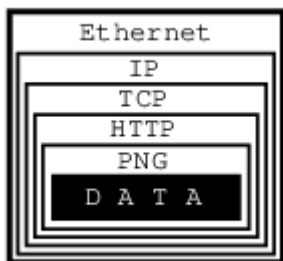


Рисунок 1. Уровни протоколов

В этом примере мы пытаемся получить изображение с веб-страницы, к которой подключены через Ethernet.

Изображение состоит из необработанных данных, которые представляют собой просто последовательность значений RGB, которые наше программное обеспечение может обработать, т.е. преобразовать в изображение и отобразить на нашем мониторе.

Увы, наше программное обеспечение не может определить, как организованы сырые данные: это последовательность значений RGB, последовательность интенсивностей в градациях серого или, возможно, цвета в кодировке CMYK? Представлены ли данные 8-битными квантами, или они имеют размер 16 бит, а может быть, 4 бита? Из скольких строк и столбцов состоит изображение? Должны ли определённые пиксели быть прозрачными?

Я думаю, вы поняли...

Чтобы наше программное обеспечение понимало, как обрабатывать сырые данные, они кодируются в формате PNG. Это мог бы быть GIF или JPEG, но выбран PNG.

И PNG — это протокол.

В этот момент я слышу, как некоторые из вас кричат: *"Нет, это не так! Это формат файла!"*

Ну что ж, конечно, это формат файла. Но с точки зрения передачи данных, формат файла — это протокол: структура файла — это язык, причем лаконичный, сообщающий нашему процессу, как организованы данные. Следовательно, это *протокол*.

Увы, если бы мы получили только PNG-файл, наше программное обеспечение столкнулось бы с серьёзной проблемой: как ему узнать, что данные представляют изображение, а не текст, звук или что-то ещё? Во-вторых, как ему определить, что изображение сохранено в формате PNG, а не GIF, JPEG или каком-либо другом формате изображений?

Для получения этой информации мы используем другой протокол: HTTP. Этот протокол может точно сообщить нам, что данные представляют изображение и используют протокол PNG. Он также может сообщить некоторые другие сведения, но давайте сосредоточимся на уровнях протоколов здесь.

Итак, теперь у нас есть некоторые данные, упакованные в протокол PNG, который в свою очередь упакован в протокол HTTP. Как мы получили их с сервера?

Используя TCP/IP поверх Ethernet, вот как. Действительно, это ещё три протокола. Вместо того чтобы продолжать изнутри наружу, я теперь расскажу про Ethernet, просто потому что так проще объяснить остальное.

Ethernet — это интересная система соединения компьютеров в *локальной сети* (LAN). У каждого компьютера есть *карта сетевого интерфейса* (NIC — Network Interface Card) с уникальным 48-битным идентификатором, называемым *адресом*. Не существует двух сетевых интерфейсов Ethernet в мире с одинаковым адресом.

Эти сетевые карты соединены между собой. Когда один компьютер хочет связаться с другим в той же локальной сети Ethernet, он отправляет сообщение по сети. Каждая сетевая карта видит это сообщение. Однако, согласно *протоколу* Ethernet, данные содержат адрес сетевой карты назначения (среди прочего). Таким образом, только одна из всех сетевых карт обратит на него внимание, остальные проигнорируют его.

Но не все компьютеры подключены к одной сети. Тот факт, что мы получили данные через наш Ethernet, не означает, что они возникли в нашей локальной сети. Они могли попасть к нам из другой сети (которая может быть даже не на основе Ethernet), соединённой с нашей сетью через Интернет.

Все данные передаются через Интернет с использованием IP, что означает *Internet Protocol*. Его основная роль — сообщать нам, откуда в мире пришли данные и куда они должны быть направлены. Он не *гарантирует*, что мы получим данные, только что мы узнаем, откуда они пришли, *если* мы их получим.

Даже если мы получим данные, IP не гарантирует, что различные фрагменты данных придут в том же порядке, в котором их отправил другой компьютер. Например, мы можем получить центр нашего изображения до того, как получим его верхний левый угол, а после — нижний правый.

Это TCP (*Transmission Control Protocol*), который запрашивает у отправителя повторную отправку потерянных данных и располагает их в правильном порядке.

В итоге потребовалось *пять* различных протоколов, чтобы один компьютер мог сообщить другому, как выглядит изображение. Мы получили данные, упакованные в протокол PNG, который был упакован в протокол HTTP, который был упакован в протокол TCP, который был упакован в протокол IP, который был упакован в протокол Ethernet.

О, и кстати, вероятно, на пути были задействованы и несколько других протоколов. Например, если наша локальная сеть была подключена к Интернету через дозвон, то использовался протокол PPP над модемом, который, в свою очередь, использовал один (или несколько) из различных модемных протоколов, и так далее, и так далее, и так далее...

Как разработчик, вы уже должны задаваться вопросом: *"Как я должен со всем этим справляться?"*

К счастью для вас, вам *не* нужно разбираться во всём этом. Вам *придётся* разобраться в некоторой части, но не во всей. В частности, вам не нужно беспокоиться о физическом подключении (в нашем случае Ethernet и, возможно, PPP и т.д.). Также вам не нужно разбираться с протоколом IP или протоколом TCP.

Другими словами, вам не нужно ничего делать, чтобы получить данные с другого компьютера. Ну, разве что *попросить* их, но это почти так же просто, как открыть файл.

Получив данные, вам предстоит решить, что с ними делать. В нашем случае потребуется понимание протокола HTTP и структуры файла PNG.

Используя аналогию, все межсетевые протоколы становятся серой зоной: не столько потому, что мы не понимаем, как они работают, а потому, что нас это больше не беспокоит. Интерфейс сокетов берёт на себя заботу об этой серой зоне:



Рисунок 2. Уровни протоколов, покрываемые сокетами

Нам нужно понимать только те протоколы, которые говорят нам, как *интерпретировать* данные, а не как *получать* их от другого процесса или как *передавать* их другому процессу.

7.4. Модель сокетов

Сокеты BSD построены по базовой модели UNIX®: *Все является файлом*. Таким образом, в нашем примере сокеты позволят нам получить, образно говоря, *HTTP-файл*. Затем нам предстоит извлечь из него *PNG-файл*.

Из-за сложности межсетевого взаимодействия мы не можем просто использовать системный вызов `open` или функцию `open()` в языке C. Вместо этого необходимо выполнить несколько шагов для "открытия" сокета.

Однако, как только мы это сделаем, мы можем начать обращаться с *сокетом* так же, как и с любым *файловым дескриптором*: мы можем **читать** из него, **писать** в него, передавать его через **канал** и, в конечном итоге, **закрывать** его.

7.5. Основные функции сокетов

В то время как FreeBSD предлагает различные функции для работы с сокетами, нам *требуется* только четыре, чтобы "открыть" сокет. А в некоторых случаях достаточно двух.

7.5.1. Разница между клиентом и сервером

Обычно одним из концов связи на основе сокетов является *сервер*, а другой — *клиент*.

7.5.1.1. Общие элементы

7.5.1.1.1. **socket**

Функция, используемая как клиентами, так и серверами, это **socket(2)**. Она объявляется следующим образом:

```
int socket(int domain, int type, int protocol);
```

Возвращаемое значение имеет тот же тип, что и у **open**, целое число. FreeBSD выделяет его значение из того же пула, что и дескрипторы файлов. Это позволяет обрабатывать сокеты так же, как файлы.

Аргумент **domain** указывает системе, какое *семейство протоколов* следует использовать. Существует множество семейств, некоторые из них специфичны для определённых поставщиков, другие широко распространены. Они объявлены в `sys/socket.h`.

Используйте **PF_INET** для UDP, TCP и других интернет-протоколов (IPv4).

Для аргумента **type** определено пять значений, также указанных в `sys/socket.h`. Все они начинаются с "SOCK_". Наиболее распространённое — **SOCK_STREAM**, которое указывает системе, что запрашивается *надёжный сервис потоковой доставки* (это TCP при использовании с **PF_INET**).

Если бы вы запросили **SOCK_DGRAM**, вы бы запросили *сервис доставки датаграмм без установления соединения* (в нашем случае, UDP).

Если вы хотите управлять низкоуровневыми протоколами (такими как IP) или даже сетевыми интерфейсами (например, Ethernet), вам потребуется указать **SOCK_RAW**.

Наконец, аргумент **protocol** зависит от двух предыдущих аргументов и не всегда имеет смысл. В таком случае используйте значение **0**.



Неподключенный сокет

Нигде в функции **socket** мы не указали, к какой другой системе должны быть

подключены. Наш только что созданный сокет остаётся *неподключённым*.

Это сделано намеренно: если проводить аналогию с телефоном, мы только что подключили модем к телефонной линии. Мы не сказали модему совершить звонок или ответить, если телефон зазвонит.

7.5.1.1.2. `sockaddr`

Различные функции семейства сокетов ожидают адрес (или указатель, если использовать терминологию языка C) небольшой области памяти. Различные объявления на языке C в файле `sys/socket.h` ссылаются на неё как на `struct sockaddr`. Эта структура объявлена в том же файле:

```
/*
 * Structure used by kernel to store most
 * addresses.
 */
struct sockaddr {
    unsigned char    sa_len;    /* total length */
    sa_family_t sa_family; /* address family */
    char          sa_data[14]; /* actually longer; address value */
};
#define SOCK_MAXADDRLLEN 255    /* longest possible addresses */
```

Обратите внимание на *неопределённость*, с которой объявлено поле `sa_data` — просто как массив из 14 байт, с комментарием, намекающим, что их может быть больше 14.

Эта неопределенность вполне преднамеренна. Сокеты — это очень мощный интерфейс. Хотя большинство людей, возможно, считают их не более чем интерфейсом для Интернета — и большинство приложений, вероятно, используют их именно для этого в наши дни — сокеты могут быть использованы практически для *любого* вида межпроцессного взаимодействия, из которых Интернет (или, точнее, IP) — лишь один из них.

`sys/socket.h` ссылается на различные типы протоколов, с которыми работают сокеты, как на *семейства адресов*, и перечисляет их непосредственно перед определением `sockaddr`:

```
/*
 * Address families.
 */
#define AF_UNSPEC    0    /* unspecified */
#define AF_LOCAL    1    /* local to host (pipes, portals) */
#define AF_UNIX     AF_LOCAL /* backward compatibility */
#define AF_INET     2    /* internetwork: UDP, TCP, etc. */
#define AF_IMPLINK  3    /* arpanet imp addresses */
#define AF_PUP      4    /* pup protocols: e.g. BSP */
#define AF_CHAOS    5    /* mit CHAOS protocols */
#define AF_NS       6    /* XEROX NS protocols */
#define AF_ISO      7    /* ISO protocols */
#define AF_OSI      AF_ISO
```

```

#define AF_ECMA      8      /* European computer manufacturers */
#define AF_DATAKIT   9      /* datakit protocols */
#define AF_CCITT     10     /* CCITT protocols, X.25 etc */
#define AF_SNA       11     /* IBM SNA */
#define AF_DECnet    12     /* DECnet */
#define AF_DLI       13     /* DEC Direct data link interface */
#define AF_LAT       14     /* LAT */
#define AF_HYLINK    15     /* NSC Hyperchannel */
#define AF_APPLETALK  16     /* Apple Talk */
#define AF_ROUTE     17     /* Internal Routing Protocol */
#define AF_LINK       18     /* Link layer interface */
#define pseudo_AF_XTP 19     /* eXpress Transfer Protocol (no AF) */
#define AF_COIP       20     /* connection-oriented IP, aka ST II */
#define AF_CNT        21     /* Computer Network Technology */
#define pseudo_AF_RTIP 22     /* Help Identify RTIP packets */
#define AF_IPX        23     /* Novell Internet Protocol */
#define AF_SIP        24     /* Simple Internet Protocol */
#define pseudo_AF_PIP 25     /* Help Identify PIP packets */
#define AF_ISDN       26     /* Integrated Services Digital Network*/
#define AF_E164       AF_ISDN /* CCITT E.164 recommendation */
#define pseudo_AF_KEY 27     /* Internal key-management function */
#define AF_INET6      28     /* IPv6 */
#define AF_NATM       29     /* native ATM access */
#define AF_ATM        30     /* ATM */
#define pseudo_AF_HDRCMPLT 31 /* Used by BPF to not rewrite headers
                               * in interface output routine
                               */

#define AF_NETGRAPH   32     /* Netgraph sockets */
#define AF_SLOW       33     /* 802.3ad slow protocol */
#define AF_SCLUSTER   34     /* Sitara cluster protocol */
#define AF_ARP        35
#define AF_BLUETOOTH   36     /* Bluetooth sockets */
#define AF_MAX        37

```

Используемый для IP — это AF_INET. Это символ для константы 2.

Это *семейство адресов*, указанное в поле `sa_family` структуры `sockaddr`, определяет, как именно будут использоваться нечетко названные байты `sa_data`.

В частности, когда *семейство адресов* — AF_INET, можно использовать `struct sockaddr_in` из `netinet/in.h` везде, где ожидается `sockaddr`:

```

/*
 * Socket address, internet style.
 */
struct sockaddr_in {
    uint8_t    sin_len;
    sa_family_t sin_family;
    in_port_t  sin_port;
    struct in_addr sin_addr;

```



```
char    sin_zero[8];
};
```

Мы можем визуализировать его организацию следующим образом:

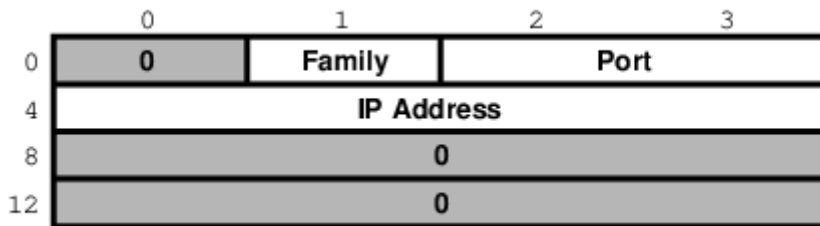


Рисунок 3. Структура `sockaddr_in`

Три важных поля — это `sin_family`, которое находится в байте 1 структуры, `sin_port`, 16-битное значение, расположенное в байтах 2 и 3, и `sin_addr`, 32-битное целочисленное представление IP-адреса, хранящееся в байтах 4–7.

Теперь попробуем заполнить его. Предположим, мы пытаемся написать клиент для протокола `daytime`, который просто указывает, что его сервер записывает текстовую строку с текущей датой и временем в порт 13. Мы хотим использовать TCP/IP, поэтому нам нужно указать `AF_INET` в поле семейства адресов. `AF_INET` определен как 2. Давайте используем IP-адрес `192.43.244.18`, который является сервером времени федерального правительства США (`time.nist.gov`).

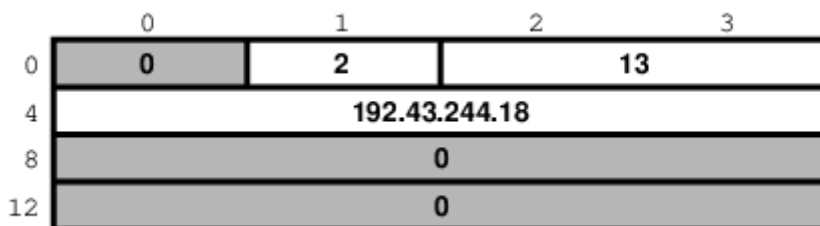


Рисунок 4. Конкретный пример `sockaddr_in`

Кстати, поле `sin_addr` объявлено как имеющее тип `struct in_addr`, который определен в `netinet/in.h`:

```
/*
 * Internet address (a structure for historical reasons)
 */
struct in_addr {
    in_addr_t s_addr;
};
```

В дополнение, `in_addr_t` является 32-битным целым числом.

`192.43.244.18` — это просто удобная форма записи 32-битного целого числа, в которой перечисляются все его 8-битные байты, начиная с *старшего*.

До сих пор мы рассматривали `sockaddr` как абстракцию. Наш компьютер не хранит `short` целые числа как единую 16-битную сущность, а как последовательность 2 байт. Аналогично, он хранит 32-битные целые числа как последовательность 4 байт.

Предположим, мы написали что-то вроде этого:

```
sa.sin_family      = AF_INET;  
sa.sin_port       = 13;  
sa.sin_addr.s_addr = (((((192 << 8) | 43) << 8) | 244) << 8) | 18;
```

Как будет выглядеть результат?

Ну, это, конечно, зависит от многого. На компьютере с процессором Pentium® или другим на базе x86 это будет выглядеть так:

	0	1	2	3
0	0	2	13	0
4	18	244	43	192
8	0			
12	0			

Рисунок 5. `sockaddr_in` в системе с архитектурой Intel

На другой системе это может выглядеть так:

	0	1	2	3
0	0	2	0	13
4	192	43	244	18
8	0			
12	0			

Рисунок 6. `sockaddr_in` в системе с порядком байтов от старшего к младшему

И на PDP это может выглядеть иначе. Однако два приведённых выше варианта являются наиболее распространёнными на сегодняшний день.

Обычно, стремясь писать переносимый код, программисты делают вид, что этих различий не существует. И им это сходит с рук (за исключением случаев, когда они пишут на ассемблере). Увы, при программировании сокетов так легко отделаться не получится.

Почему?

Потому что при обмене данными с другим компьютером вы обычно не знаете, хранит ли он данные, начиная со *старшего байта* (MSB) или с *младшего байта* (LSB).

Вы можете задаться вопросом: "Значит, сокет не будет это делать за меня?"

Не будут.

Хотя этот ответ может сначала вас удивить, помните, что общий интерфейс сокетов понимает только поля `sa_len` и `sa_family` структуры `sockaddr`. Вам не нужно беспокоиться о порядке байтов (конечно, в FreeBSD `sa_family` занимает всего 1 байт, но многие другие UNIX®-системы не имеют `sa_len` и используют 2 байта для `sa_family`, ожидая данные в том порядке, который является родным для компьютера).

Но остальные данные — это просто `sa_data[14]` с точки зрения сокетов. В зависимости от семейства адресов сокет просто передает эти данные по назначению.

Действительно, когда мы указываем номер порта, это делается для того, чтобы другая компьютерная система знала, какую службу мы запрашиваем. И, когда мы выступаем в роли сервера, мы считываем номер порта, чтобы понять, какую службу ожидает от нас другая система. В любом случае, сокетам нужно лишь передать номер порта в качестве данных. Они никак его не интерпретируют.

Аналогично, мы указываем IP-адрес, чтобы сообщить всем на пути, куда отправлять наши данные. Сокеты, опять же, просто пересылают их как данные.

Вот почему мы (программисты, а не сокеты) должны различать порядок байтов, используемый нашим компьютером, и условный порядок байтов для отправки данных на другой компьютер.

Мы будем называть порядок байтов, который использует наш компьютер, *порядком байтов хоста* или просто *хост-порядком*.

Существует соглашение о передаче многобайтовых данных по IP *старшим байтом вперед*. Это мы будем называть *порядком байтов сети* или просто *сетевым порядком*.

Вот, если бы мы скомпилировали приведённый выше код для компьютера на базе Intel, наш *порядок байтов хоста* выглядел бы:

	0	1	2	3
0	0	2	13	0
4	18	244	43	192
8	0			
12	0			

Рисунок 7. Порядок байтов на хосте в системе Intel

Но порядок байтов в *сетевом формате* требует, чтобы данные хранились начиная со старшего байта (MSB):

	0	1	2	3
0	0	2	0	13
4	192	43	244	18
8	0			
12	0			

Рисунок 8. Порядок байтов в сети

К сожалению, наш *порядок хоста* полностью противоположен *порядку сети*.

У нас есть несколько способов решения этой проблемы. Один из них — *инвертировать значения* в нашем коде:

```
sa.sin_family      = AF_INET;  
sa.sin_port        = 13 << 8;  
sa.sin_addr.s_addr = (((((18 << 8) | 244) << 8) | 43) << 8) | 192;
```

Это *обманет* наш компилятор, заставив его сохранить данные в *порядке байтов сети*. В некоторых случаях это именно тот способ, который нужен (например, при программировании на ассемблере). Однако в большинстве случаев это может вызвать проблему.

Предположим, вы написали программу на С, использующую сокеты. Вы знаете, что она будет работать на Pentium®, поэтому вводите все константы в обратном порядке и приводите их к *порядку байтов сети*. Она работает хорошо.

Затем, однажды, ваш надежный старый Pentium® превращается в ржавый старый Pentium®. Вы заменяете его системой, у которой *порядок байтов хоста* совпадает с *сетевым порядком байтов*. Вам нужно перекомпилировать все ваше программное обеспечение. Все ваши программы продолжают работать хорошо, кроме той одной программы, которую вы написали.

Вы уже забыли, что принудительно задали все свои константы противоположными *порядку хоста*. Вы проводите некоторое время, яростно рвя на себе волосы, вызывая ко всем известным вам богам (и к некоторым, которых вы придумали), стуча нерф-битой по монитору и выполняя прочие традиционные ритуалы в попытке понять, почему то, что работало так хорошо, внезапно перестало работать вообще.

В конце концов, вы разбираетесь в проблеме, произносите пару крепких словечек и начинаете переписывать свой код.

К счастью, вы не первый, кто столкнулся с этой проблемой. Кто-то уже создал функции [htons\(3\)](#) и [htonl\(3\)](#) на языке С для преобразования *short* и *long* соответственно из *порядка байтов хоста* в *порядок байтов сети*, а также функции [ntohs\(3\)](#) и [ntohl\(3\)](#) на языке С для обратного преобразования.

На системах с порядком *старший байт первый* эти функции не выполняют никаких действий. На системах с порядком *младший байт первый* они преобразуют значения в правильный порядок.

Итак, независимо от того, на какой системе компилируется ваше программное обеспечение, ваши данные будут в правильном порядке, если вы используете эти функции.

7.5.1.2. Функции клиента

Обычно клиент иницирует подключение к серверу. Клиент знает, к какому серверу он собирается обратиться: он знает его IP-адрес и *порт*, на котором работает сервер. Это

похоже на то, как вы поднимаете трубку и набираете номер (*адрес*), а затем, когда кто-то отвечает, просите соединить со специалистом по непонятным символам (*порт*).

7.5.1.2.1. connect

Как только клиент создал сокет, ему нужно подключить его к определённому порту на удалённой системе. Для этого используется `connect(2)`:

```
int connect(int s, const struct sockaddr *name, socklen_t namelen);
```

Аргумент `s` — это сокет, то есть значение, возвращаемое функцией `socket`. Аргумент `name` — это указатель на структуру `sockaddr`, которую мы подробно обсуждали. Наконец, `namelen` сообщает системе, сколько байт находится в нашей структуре `sockaddr`.

Если `connect` завершается успешно, он возвращает `0`. В противном случае возвращается `-1`, а код ошибки сохраняется в `errno`.

Существует множество причин, по которым `connect` может завершиться неудачей. Например, при попытке подключения к интернету, IP-адрес может не существовать, быть недоступен, перегружен или на указанном порту может не быть сервера. Или же подключение может быть явно *отклонено* по определённым причинам.

7.5.1.2.2. Наш первый клиент

Теперь мы знаем достаточно, чтобы написать очень простого клиента, который получит текущее время от `192.43.244.18` и выведет его в `stdout`.

```
/*
 * daytime.c
 *
 * Programmed by G. Adam Stanislav
 */
#include <stdio.h>
#include <string.h>
#include <sys/types.h>
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>
#include <unistd.h>

int main() {
    int s, bytes;
    struct sockaddr_in sa;
    char buffer[BUFSIZ+1];

    if ((s = socket(PF_INET, SOCK_STREAM, 0)) < 0) {
        perror("socket");
        return 1;
    }
}
```

```

memset(&sa, '\0', sizeof(sa));

sa.sin_family = AF_INET;
sa.sin_port = htons(13);
sa.sin_addr.s_addr = htonl((((192 << 8) | 43) << 8) | 244) << 8) | 18);
if (connect(s, (struct sockaddr *)&sa, sizeof sa) < 0) {
    perror("connect");
    close(s);
    return 2;
}

while ((bytes = read(s, buffer, BUFSIZ)) > 0)
    write(1, buffer, bytes);

close(s);
return 0;
}

```

Вперед! Введите это в вашем редакторе, сохраните как `daytime.c`, затем скомпилируйте и запустите:

```

% cc -03 -o daytime daytime.c
% ./daytime

52079 01-06-19 02:29:25 50 0 1 543.9 UTC(NIST) *
%

```

В данном случае дата была 19 июня 2001 года, время — 02:29:25 UTC. Естественно, ваши результаты могут отличаться.

7.5.1.3. Функции сервера

Типичный сервер не иницирует соединение. Вместо этого он ожидает, когда клиент обратится к нему и запросит услуги. Он не знает, когда клиент обратится, ни сколько клиентов обратится. В один момент он может просто спокойно ожидать, а в следующий момент он может оказаться перегруженным запросами от множества клиентов, обращающихся одновременно.

Интерфейс сокетов предоставляет три основные функции для обработки этого.

7.5.1.3.1. `bind`

Порты подобны внутренним номерам телефонной линии: после набора основного номера вы набираете внутренний номер, чтобы связаться с конкретным человеком или отделом.

Существует 65535 IP-портов, но сервер обычно обрабатывает запросы, поступающие только на один из них. Это как сказать оператору телефонной комнаты, что мы сейчас на месте и готовы отвечать на звонки по определённому внутреннему номеру. Мы используем `bind(2)`, чтобы указать сокетам, на каком порту мы хотим обслуживать запросы.

```
int bind(int s, const struct sockaddr *addr, socklen_t addrlen);
```

Помимо указания порта в `addr`, сервер может включать свой IP-адрес. Однако он может просто использовать символическую константу `INADDR_ANY`, чтобы указать, что будет обслуживать все запросы на указанный порт, независимо от его IP-адреса. Этот символ, наряду с несколькими аналогичными, объявлен в `netinet/in.h`

```
#define INADDR_ANY      (u_int32_t)0x00000000
```

Предположим, мы пишем сервер для протокола *daytime* поверх TCP/IP. Напомним, что он использует порт 13. Наша структура `sockaddr_in` будет выглядеть так:

	0	1	2	3
0	0	2	0	13
4	0			
8	0			
12	0			

Рисунок 9. Пример `sockaddr_in` сервера

7.5.1.3.2. `listen`

Продолжая аналогию с офисным телефоном, после того как вы сообщили оператору АТС, на каком внутреннем номере вы будете находиться, вы заходите в свой офис и убеждаетесь, что ваш телефон подключен и звонок включен. Кроме того, вы активируете функцию ожидания вызова, чтобы слышать звонок даже во время разговора с кем-то.

Сервер обеспечивает все это с помощью функции `listen(2)`.

```
int listen(int s, int backlog);
```

Здесь переменная `backlog` указывает сокетам, сколько входящих запросов принимать, пока вы заняты обработкой последнего запроса. Другими словами, она определяет максимальный размер очереди ожидающих соединений.

7.5.1.3.3. `accept`

После того как вы услышите телефонный звонок, вы принимаете вызов, отвечая на звонок. Теперь вы установили соединение с вашим клиентом. Это соединение остается активным, пока вы или ваш клиент не повесите трубку.

Сервер принимает соединение, используя функцию `accept(2)`.

```
int accept(int s, struct sockaddr *addr, socklen_t *addrlen);
```

Обратите внимание, что в этот раз `addrlen` является указателем. Это необходимо, потому что в данном случае именно сокет заполняет структуру `addr — sockaddr_in`.

Возвращаемое значение является целым числом. Действительно, `accept` возвращает *новый сокет*. Этот новый сокет будет использоваться для обмена данными с клиентом.

Что происходит со старым сокетом? Он продолжает ожидать новые запросы (помните переменную `backlog`, которую мы передали в `listen`?), пока мы не закроем его (`close`).

Теперь новый сокет предназначен только для обмена данными. Он полностью подключен. Мы не можем снова передать его в `listen`, чтобы принимать дополнительные соединения.

7.5.1.3.4. Наш первый сервер

Наш первый сервер будет несколько сложнее, чем первый клиент: нам нужно не только использовать больше функций сокетов, но и написать его как демон.

Это лучше всего достигается созданием *дочернего процесса* после привязки порта. Затем основной процесс завершается и возвращает управление оболочке (или любой другой программе, которая его вызвала).

Дочерний процесс вызывает `listen`, затем запускает бесконечный цикл, который принимает соединение, обслуживает его и в конечном итоге закрывает свой сокет.

```
/*
 * daytimed - a port 13 server
 *
 * Programmed by G. Adam Stanislav
 * June 19, 2001
 */
#include <stdio.h>
#include <string.h>
#include <time.h>
#include <unistd.h>
#include <sys/types.h>
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>

#define BACKLOG 4

int main() {
    int s, c;
    socklen_t b;
    struct sockaddr_in sa;
    time_t t;
    struct tm *tm;
    FILE *client;

    if ((s = socket(PF_INET, SOCK_STREAM, 0)) < 0) {
        perror("socket");
        return 1;
    }
}
```



```

}

memset(&sa, '\0', sizeof(sa));

sa.sin_family = AF_INET;
sa.sin_port   = htons(13);

if (INADDR_ANY)
    sa.sin_addr.s_addr = htonl(INADDR_ANY);

if (bind(s, (struct sockaddr *)&sa, sizeof sa) < 0) {
    perror("bind");
    return 2;
}

switch (fork()) {
    case -1:
        perror("fork");
        return 3;
    default:
        close(s);
        return 0;
    case 0:
        break;
}

listen(s, BACKLOG);

for (;;) {
    b = sizeof sa;

    if ((c = accept(s, (struct sockaddr *)&sa, &b)) < 0) {
        perror("daytimed accept");
        return 4;
    }

    if ((client = fdopen(c, "w")) == NULL) {
        perror("daytimed fdopen");
        return 5;
    }

    if ((t = time(NULL)) < 0) {
        perror("daytimed time");
        return 6;
    }

    tm = gmtime(&t);
    fprintf(client, "%.4i-%.2i-%.2iT%.2i:%.2i:%.2iZ\n",
        tm->tm_year + 1900,
        tm->tm_mon + 1,
        tm->tm_mday,

```

```

        tm->tm_hour,
        tm->tm_min,
        tm->tm_sec);

    fclose(client);
}
}

```

Начинаем с создания сокета. Затем заполняем структуру `sockaddr_in` в `sa`. Обратите внимание на условное использование `INADDR_ANY`:

```

if (INADDR_ANY)
    sa.sin_addr.s_addr = htonl(INADDR_ANY);

```

Его значение равно `0`. Поскольку мы только что использовали `bzero` для всей структуры, будет избыточным снова устанавливать его в `0`. Но если мы перенесем наш код на другую систему, где `INADDR_ANY`, возможно, не равен нулю, нам нужно будет присвоить его `sa.sin_addr.s_addr`. Большинство современных компиляторов C достаточно умны, чтобы заметить, что `INADDR_ANY` — это константа. Пока она равна нулю, они оптимизируют все условное выражение из кода.

После успешного вызова `bind` мы готовы стать демоном: используем `fork` для создания дочернего процесса. В обоих процессах, родительском и дочернем, переменная `s` является нашим сокетом. Родительскому процессу он больше не нужен, поэтому он вызывает `close`, затем возвращает `0`, чтобы сообщить своему родителю об успешном завершении.

Между тем, дочерний процесс продолжает работать в фоновом режиме. Он вызывает `listen` и устанавливает размер очереди ожидания (`backlog`) равным `4`. Здесь не требуется большое значение, так как `daytime` — это не протокол, который часто запрашивают клиенты, и, кроме того, он может мгновенно обрабатывать каждый запрос.

Наконец, демон запускает бесконечный цикл, который выполняет следующие шаги:

1. Вызовите `accept`. Он ожидает здесь, пока клиент не свяжется с ним. В этот момент он получает новый сокет, `c`, который можно использовать для обмена данными с этим конкретным клиентом.
2. Он использует функцию C `fdopen` для преобразования сокета из низкоуровневого дескриптора файла в указатель типа `FILE` в стиле C. Это позволит в дальнейшем использовать `fprintf`.
3. Он проверяет время и выводит его в формате `ISO 8601` в «файл» `client`. Затем он использует `fclose` для закрытия файла. Это также автоматически закроет сокет.

Мы можем обобщить это и использовать в качестве модели для многих других серверов:

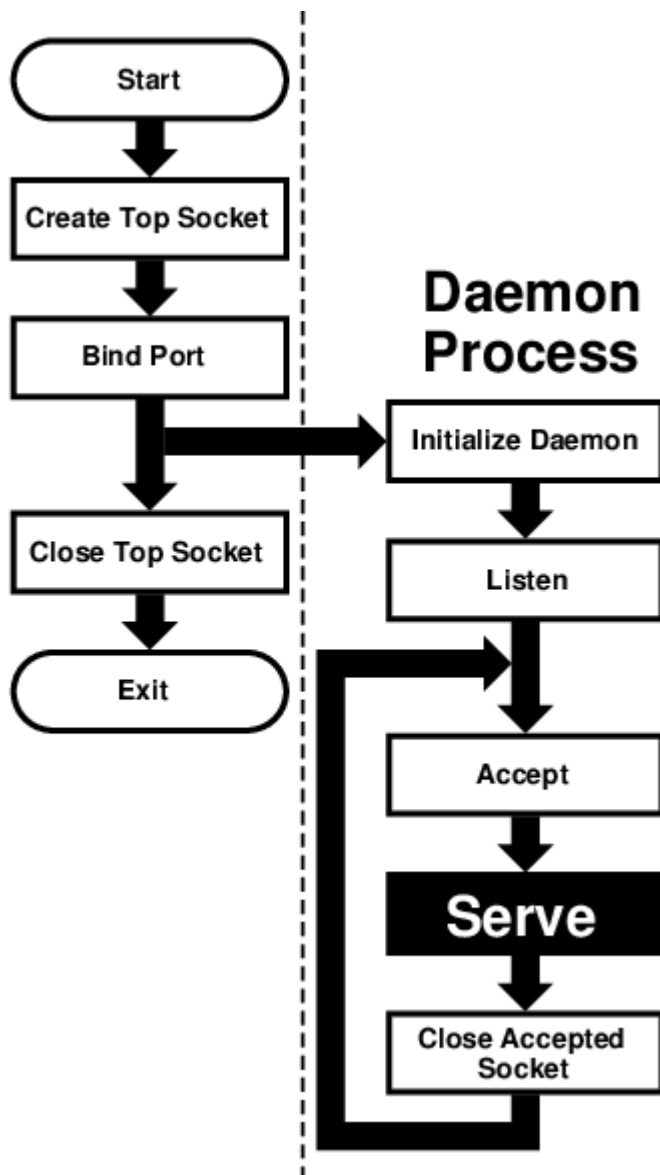


Рисунок 10. Последовательный Сервер

Эта блок-схема подходит для *последовательных серверов*, то есть серверов, которые могут обслуживать одного клиента за раз, как это было возможно с нашим *daytime* сервером. Это возможно только в тех случаях, когда между клиентом и сервером не происходит реального "диалога": как только сервер обнаруживает подключение клиента, он отправляет некоторые данные и закрывает соединение. Вся операция может занять наносекунды, и она завершена.

Преимущество этой блок-схемы в том, что, за исключением короткого момента после того, как родительский процесс выполняет *fork* и до его завершения, всегда активен только один *процесс*: Наш сервер не занимает много памяти и других системных ресурсов.

Обратите внимание, что мы добавили *инициализацию демона* в нашу блок-схему. Нам не нужно было инициализировать собственный демон, но это подходящее место в потоке выполнения программы для настройки обработчиков *signal*, открытия необходимых файлов и т. д.

Почти все элементы блок-схемы могут быть использованы буквально на множестве различных серверов. Элемент *serve* является исключением. Мы рассматриваем его как "*чёрный ящик*", то есть нечто, что вы проектируете специально для своего сервера и просто

"подключаете к остальной системе."

Не все протоколы настолько просты. Многие получают запрос от клиента, отвечают на него, а затем получают ещё один запрос от того же клиента. В результате, они не знают заранее, как долго будут обслуживать клиента. Такие серверы обычно запускают новый процесс для каждого клиента. Пока новый процесс обслуживает своего клиента, демон может продолжать прослушивать новые подключения.

Теперь сохраните приведённый исходный код в файл `daytimed.c` (обычно имена демонов оканчиваются буквой **d**). После компиляции попробуйте запустить его:

```
% ./daytimed
bind: Permission denied
%
```

Что произошло? Как вы помните, протокол *daytime* использует порт 13. Однако все порты ниже 1024 зарезервированы для суперпользователя (в противном случае любой мог бы запустить демон, притворяясь, что обслуживает часто используемый порт, создавая угрозу безопасности).

Попробуйте снова, на этот раз как суперпользователь:

```
# ./daytimed
#
```

Что... Ничего? Давайте попробуем еще раз:

```
# ./daytimed

bind: Address already in use
#
```

Каждый порт может быть связан только одной программой одновременно. Наша первая попытка действительно была успешной: она запустила дочерний демон и завершилась без ошибок. Он продолжает работать и будет работать до тех пор, пока вы его не завершите командой `kill`, пока какой-либо из его системных вызовов не завершится с ошибкой или пока вы не перезагрузите систему.

Хорошо, мы знаем, что он работает в фоновом режиме. Но работает ли он? Как мы можем убедиться, что это настоящий сервер *daytime*? Просто:

```
% telnet localhost 13

Trying ::1...
telnet: connect to address ::1: Connection refused
Trying 127.0.0.1...
```

```
Connected to localhost.  
Escape character is '^]'.  
2001-06-19T21:04:42Z  
Connection closed by foreign host.  
%
```

telnet попробовал использовать новый IPv6, но не смог. Затем он повторил попытку с IPv4, и это удалось. Демон работает.

Если у вас есть доступ к другой UNIX®-системе через telnet, вы можете использовать её для проверки удалённого доступа к серверу. Мой компьютер не имеет статического IP-адреса, поэтому я сделал следующее:

```
% who  
  
whizkid      ttyp0   Jun 19 16:59   (216.127.220.143)  
xxx          ttyp1   Jun 19 16:06   (xx.xx.xx.xx)  
% telnet 216.127.220.143 13  
  
Trying 216.127.220.143...  
Connected to r47.bfm.org.  
Escape character is '^]'.  
2001-06-19T21:31:11Z  
Connection closed by foreign host.  
%
```

Снова, это сработало. Сработает ли это с использованием доменного имени?

```
% telnet r47.bfm.org 13  
  
Trying 216.127.220.143...  
Connected to r47.bfm.org.  
Escape character is '^]'.  
2001-06-19T21:31:40Z  
Connection closed by foreign host.  
%
```

Кстати, telnet выводит сообщение *Connection closed by foreign host* после того, как наш демон закрыл сокет. Это показывает, что использование `fclose(client);` в нашем коде действительно работает, как заявлено.

7.6. Вспомогательные функции

Библиотека C в FreeBSD содержит множество вспомогательных функций для программирования сокетов. Например, в нашем примере клиента мы жестко прописали IP-адрес `time.nist.gov`. Но мы не всегда знаем IP-адрес. Даже если знаем, наше программное обеспечение будет более гибким, если позволит пользователю ввести IP-адрес или даже

доменное имя.

7.6.1. `gethostbyname`

Хотя нет возможности передать имя домена напрямую в какие-либо функции сокетов, стандартная библиотека C в FreeBSD предоставляет функции `gethostbyname(3)` и `gethostbyname2(3)`, объявленные в `netdb.h`.

```
struct hostent * gethostbyname(const char *name);
struct hostent * gethostbyname2(const char *name, int af);
```

Оба возвращают указатель на структуру `hostent`, содержащую много информации о домене. Для наших целей поле `h_addr_list[0]` структуры указывает на `h_length` байтов правильного адреса, уже сохранённого в *порядке байтов сети*.

Это позволяет нам создать гораздо более гибкую — и гораздо более полезную — версию нашей программы `daytime`:

```
/*
 * daytime.c
 *
 * Programmed by G. Adam Stanislav
 * 19 June 2001
 */
#include <stdio.h>
#include <string.h>
#include <unistd.h>
#include <sys/types.h>
#include <sys/socket.h>
#include <netinet/in.h>
#include <netdb.h>

int main(int argc, char *argv[]) {
    int s, bytes;
    struct sockaddr_in sa;
    struct hostent *he;
    char buf[BUFSIZ+1];
    char *host;

    if ((s = socket(PF_INET, SOCK_STREAM, 0)) < 0) {
        perror("socket");
        return 1;
    }

    memset(&sa, '\0', sizeof(sa));

    sa.sin_family = AF_INET;
    sa.sin_port = htons(13);
```

```

host = (argc > 1) ? argv[1] : "time.nist.gov";

if ((he = gethostbyname(host)) == NULL) {
    perror(host);
    return 2;
}

memcpy(&sa.sin_addr, he->h_addr_list[0], he->h_length);

if (connect(s, (struct sockaddr *)&sa, sizeof sa) < 0) {
    perror("connect");
    return 3;
}

while ((bytes = read(s, buf, BUFSIZ)) > 0)
    write(1, buf, bytes);

close(s);
return 0;
}

```

Теперь мы можем ввести доменное имя (или IP-адрес, это работает в обоих направлениях) в командной строке, и программа попытается подключиться к его серверу *daytime*. В противном случае, по умолчанию будет использоваться *time.nist.gov*. Однако даже в этом случае мы будем использовать *gethostbyname* вместо жесткого задания *192.43.244.18*. Таким образом, даже если его IP-адрес изменится в будущем, мы всё равно сможем его найти.

Поскольку получение времени от локального сервера занимает практически нулевое время, вы можете запустить *daytime* дважды подряд: сначала для получения времени от *time.nist.gov*, а затем от вашей собственной системы. После этого вы можете сравнить результаты и увидеть, насколько точны часы вашей системы:

```

% daytime ; daytime localhost

52080 01-06-20 04:02:33 50 0 0 390.2 UTC(NIST) *
2001-06-20T04:02:35Z
%

```

Как видно, моя система опережала время NIST на две секунды.

7.6.2. *getservbyname*

Иногда вы можете быть не уверены, какой порт использует определённая служба. В таких случаях очень полезна функция *getservbyname(3)*, также объявленная в *netdb.h*:

```

struct servent * getservbyname(const char *name, const char *proto);

```

Структура `servent` содержит `s_port`, в котором находится соответствующий порт, уже в порядке байтов сети.

Если бы мы не знали правильный порт для службы *daytime*, мы могли бы найти его следующим образом:

```
struct servent *se;
...
if ((se = getservbyname("daytime", "tcp")) == NULL {
    fprintf(stderr, "Cannot determine which port to use.\n");
    return 7;
}
sa.sin_port = se->s_port;
```

Обычно порт известен. Но если вы разрабатываете новый протокол, вы можете тестировать его на неофициальном порту. Когда-нибудь вы зарегистрируете протокол и его порт (если не где-то ещё, то хотя бы в вашем `/etc/services`, где `getservbyname` ищет). Вместо возврата ошибки в приведённом выше коде вы просто используете временный номер порта. Как только вы добавите протокол в `/etc/services`, ваше программное обеспечение найдёт его порт без необходимости переписывать код.

7.7. Многозадачные серверы

В отличие от последовательного сервера, *многозадачный сервер* должен иметь возможность обслуживать более одного клиента одновременно. Например, *сервер чата* может обслуживать конкретного клиента часами — он не может ждать, пока закончит обслуживать текущего клиента, прежде чем перейти к следующему.

Это требует значительных изменений в нашей блок-схеме:

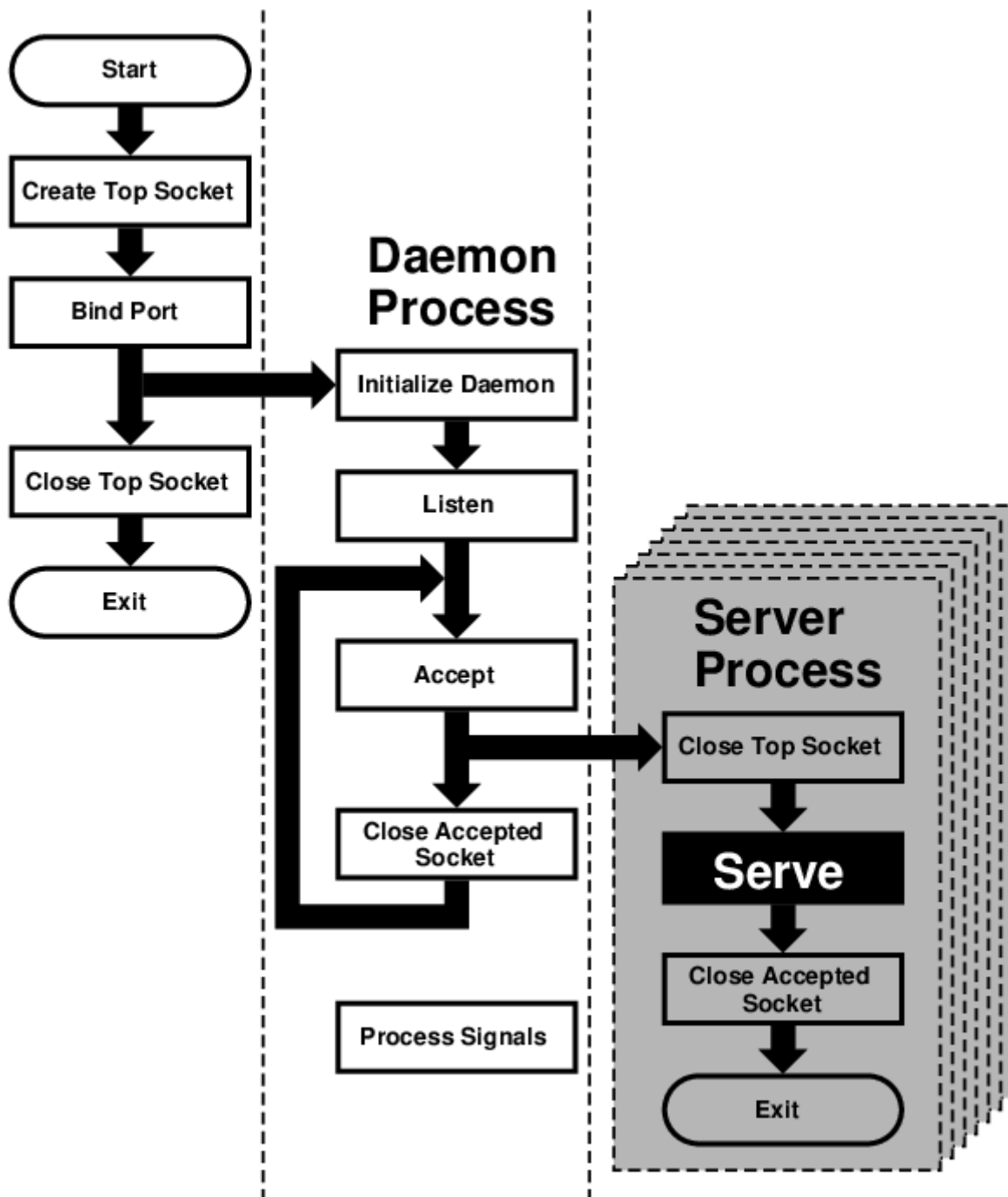


Рисунок 11. Многозадачный сервер

Мы переместили службу из демона в её собственный серверный процесс. Однако, поскольку каждый дочерний процесс наследует все открытые файлы (а сокет обрабатывается так же, как файл), новый процесс наследует не только "принятый дескриптор", т.е. сокет, возвращённый вызовом **accept**, но и главный сокет, т.е. тот, который был открыт главным процессом в самом начале.

Однако серверному процессу этот сокет не нужен, и он должен немедленно вызвать ему **close**. Аналогично, демону больше не нужен сокет, принятый вызовом **accept**, и он не только должен, но и обязан вызвать ему **close** — в противном случае рано или поздно закончатся доступные файловые дескрипторы.

После завершения обслуживания серверного процесса он должен закрыть принятый сокет. Вместо возврата к **accept**, процесс теперь завершается.

В UNIX® процесс на самом деле не *завершается*. Вместо этого он *возвращается* к своему родителю. Обычно родительский процесс *ждёт* (wait) завершения своего дочернего процесса и получает возвращаемое значение. Однако наш *демон-процесс* не может просто остановиться и ждать. Это бы свело на нет всю цель создания дополнительных процессов. Но если он никогда не выполняет *wait*, его дочерние процессы станут *зомби* — более не функционирующими, но всё ещё бродящими вокруг.

По этой причине *демону* необходимо установить *обработчики сигналов* на этапе *инициализации демона*. Как минимум, должен обрабатываться сигнал SIGCHLD, чтобы демон мог удалять зомби-процессы из системы и освобождать занимаемые ими системные ресурсы.

Вот почему наша блок-схема теперь содержит блок *обработки сигналов*, который не соединен с другими блоками. Кстати, многие серверы также обрабатывают SIGHUP и обычно интерпретируют его как сигнал от суперпользователя, указывающий на необходимость перечитать конфигурационные файлы. Это позволяет нам изменять настройки без необходимости завершать и перезапускать эти серверы.

Глава 8. Внутреннее устройство IPv6

8.1. Реализация IPv6/IPsec

В этом разделе мы объясним внутреннюю реализацию, связанную с IPv6 и IPsec. Данная функциональность заимствована из [проекта KAME](#)

8.1.1. IPv6

8.1.1.1. Соответствие

Функции, связанные с IPv6, соответствуют или пытаются соответствовать последнему набору спецификаций IPv6. Для дальнейшего использования мы приводим некоторые из соответствующих документов ниже (*ПРИМЕЧАНИЕ: это не полный список — его слишком сложно поддерживать...*).

Для подробностей обратитесь к соответствующей главе документа, RFC, страницам Справосника или комментариям в исходном коде.

Тесты на соответствие стандартам были проведены для KAME STABLE в проекте TANI. Результаты можно посмотреть по ссылке <http://www.tahi.org/report/KAME/>. Мы также участвовали в тестах IOL Университета Нью-Гэмпшира (<http://www.iol.unh.edu/>) в прошлом, используя наши предыдущие версии.

- RFC1639: FTP Operation Over Big Address Records (FOOBAR)
 - RFC2428 предпочтительнее RFC1639. FTP-клиенты сначала попробуют RFC2428, затем RFC1639 в случае неудачи.
- RFC1886: DNS Extensions to support IPv6
- RFC1933: Transition Mechanisms for IPv6 Hosts and Routers
 - IPv4-совместимый адрес не поддерживается.
 - автоматическое туннелирование (описано в разделе 4.3 данного RFC) не поддерживается.
 - [gif\(4\)](#) интерфейс реализует IPv[46]-поверх-IPv[46] туннель в общем виде и включает "настроенный туннель", описанный в спецификации. Подробности см. в [23.5.1.5](#) этого документа.
- RFC1981: Path MTU Discovery for IPv6
- RFC2080: RIPng for IPv6
 - `usr.sbin/route6d` это поддерживает.
- RFC2292: Advanced Sockets API for IPv6
 - Для поддерживаемых функций библиотек/API ядра см. `sys/netinet6/ADVAPI`.
- RFC2362: Protocol Independent Multicast-Sparse Mode (PIM-SM)
 - RFC2362 определяет форматы пакетов для PIM-SM. `draft-ietf-pim-ipv6-01.txt` написан на

основе этого.

- RFC2373: IPv6 Addressing Architecture
 - поддерживает обязательные адреса узлов и соответствует требованиям области видимости.
- RFC2374: An IPv6 Aggregatable Global Unicast Address Format
 - поддерживает 64-битную длину Идентификатора Интерфейса.
- RFC2375: IPv6 Multicast Address Assignments
 - Пользовательские приложения используют общеизвестные адреса, назначенные в RFC.
- RFC2428: FTP Extensions for IPv6 and NATs
 - RFC2428 предпочтительнее RFC1639. FTP-клиенты сначала попробуют RFC2428, затем RFC1639 в случае неудачи.
- RFC2460: IPv6 specification
- RFC2461: Neighbor discovery for IPv6
 - См. [23.5.1.2](#) в этом документе для получения подробностей.
- RFC2462: IPv6 Stateless Address Autoconfiguration
 - См. [23.5.1.4](#) в этом документе для получения подробностей.
- RFC2463: ICMPv6 for IPv6 specification
 - См. [23.5.1.9](#) в этом документе для получения подробностей.
- RFC2464: Transmission of IPv6 Packets over Ethernet Networks
- RFC2465: MIB for IPv6: Textual Conventions and General Group
 - Необходимая статистика собирается ядром. Фактическая поддержка MIB для IPv6 предоставляется в виде набора патчей для ucd-snmp.
- RFC2466: MIB for IPv6: ICMPv6 group
 - Необходимая статистика собирается ядром. Фактическая поддержка MIB IPv6 предоставляется в виде патча для ucd-snmp.
- RFC2467: Transmission of IPv6 Packets over FDDI Networks
- RFC2497: Transmission of IPv6 packet over ARCnet Networks
- RFC2553: Basic Socket Interface Extensions for IPv6
 - Отображаемый адрес IPv4 (3.7) и особое поведение сокета с привязкой по шаблону IPv6 (3.8) поддерживаются. Подробности см. в разделе [23.5.1.12](#) этого документа.
- RFC2675: IPv6 Jumbograms
 - См. [23.5.1.7](#) в этом документе для получения подробностей.
- RFC2710: Multicast Listener Discovery for IPv6
- RFC2711: IPv6 router alert option
- draft-ietf-ipngwg-router-renum-08: Перенумерация маршрутизаторов для IPv6

- draft-ietf-ipngwg-icmp-namelookups-02: Поиск имен через ICMP в IPv6
- draft-ietf-ipngwg-icmp-name-lookups-03: Поиск имен IPv6 через ICMP
- draft-ietf-pim-ipv6-01.txt: PIM for IPv6
 - [pim6dd\(8\)](#) реализует плотный режим. [pim6sd\(8\)](#) реализует разреженный режим.
- draft-itojun-ipv6-tcp-to-anycast-00: Разрыв TCP-соединения с anycast-адресом IPv6
- draft-yamamoto-wideipv6-comm-model-00
 - См. [23.5.1.6](#) в этом документе для более подробной информации.
- draft-ietf-ipngwg-scopedaddr-format-00.txt: Расширение формата для адресов с областью действия IPv6

8.1.1.2. Функция "Обнаружение соседей"

Обнаружение соседей достаточно стабильно. В настоящее время поддерживаются следующие функции: определение адреса (Address Resolution), обнаружение дублирования адресов (DAD — Duplicated Address Detection) и обнаружение недоступности соседей (Neighbor Unreachability Detection). В ближайшем будущем мы добавим поддержку прокси-объявлений соседей (Proху Neighbor Advertisement) в ядро и команду передачи непрошенных объявлений соседей (Unsolicited Neighbor Advertisement) в качестве инструмента администратора.

Если DAD завершается неудачно, адрес будет помечен как "дублированный" (duplicated), и сообщение будет записано в syslog (а также обычно выведено на консоль). Метку "дублированный" можно проверить с помощью [ifconfig\(8\)](#). Обязанность администратора — проверять и устранять сбои DAD. В ближайшем будущем поведение должно быть улучшено.

Некоторые сетевые драйверы закольцовывают multicast-пакеты обратно на себя, даже если им указано так не делать (особенно в promiscuous mode). В таких случаях DAD может завершиться неудачей, так как механизм DAD видит входящий NS-пакет (на самом деле от самого узла) и считает его признаком дубликата. В качестве обходного решения можно рассмотреть условие #if с пометкой "heuristics" в sys/netinet6/nd6_nbr.c:nd6_dad_timer() (обратите внимание, что фрагмент кода в разделе "heuristics" не соответствует спецификации).

Спецификация обнаружения соседей (RFC2461) не рассматривает обработку кэша соседей в следующих случаях:

1. когда отсутствовала запись в кэше соседей, узел получал нежелательный пакет RS/NS/NA/редирект без адреса канального уровня
2. обработка кэша соседей в среде без адреса канального уровня (нам нужна запись в кэше соседей для бита IsRouter)

Для первого случая мы реализовали временное решение на основе обсуждений в рассылке IETF ipngwg. Подробности можно найти в комментариях исходного кода и ветке электронной почты, начавшейся с (IPng 7155) от 6 февраля 1999 года.

Правило определения локальной IPv6 сети (RFC2461) значительно отличается от

предположений в сетевом коде BSD. На данный момент не поддерживается правило определения локальной сети при пустом списке маршрутизаторов по умолчанию (RFC2461, раздел 5.2, последнее предложение во 2-м абзаце - обратите внимание, что в спецификации некорректно используются слова "host" и "node" в нескольких местах раздела).

Во избежание возможных атак типа DoS и бесконечных циклов, сейчас принимается только 10 опций в ND-пакете. Таким образом, если к RA прикреплено 20 опций префиксов, будут распознаны только первые 10 префиксов. Если это вызывает проблемы, пожалуйста, задайте вопрос в рассылке FREEBSD-CURRENT и/или измените `nd6_maxndopt` в `sys/netinet6/nd6.c`. При высоком спросе мы можем предоставить `sysctl`-параметр для этой переменной.

8.1.1.3. Индекс зоны

В IPv6 используются адреса с областями видимости — зонами. Поэтому очень важно указывать индекс зоны (индекс интерфейса для линк-локального адреса или индекс сайта для сайт-локального адреса) вместе с IPv6 адресом. Без индекса зоны адрес IPv6 с ограниченной областью действия является неоднозначным для ядра, и ядро не сможет определить исходящий интерфейс для пакета.

Обычные пользовательские приложения должны использовать расширенный API (RFC2292) для указания индекса зоны или индекса интерфейса. Для аналогичных целей член `sin6_scope_id` в структуре `sockaddr_in6` определён в RFC2553. Однако семантика `sin6_scope_id` довольно расплывчата. Если важна переносимость вашего приложения, мы рекомендуем использовать расширенный API вместо `sin6_scope_id`.

В ядре индекс интерфейса для адреса с областью действия `link-local` встраивается во второе 16-битное слово (3-й и 4-й байт) в IPv6-адресе. Например, вы можете увидеть что-то вроде:

```
fe80:1::200:f8ff:fe01:6317
```

в таблице маршрутизации и структуре адреса интерфейса (`struct in6_ifaddr`). Указанный выше адрес является линк-локальным уникальным адресом, который принадлежит сетевому интерфейсу с идентификатором интерфейса 1. Встроенный индекс позволяет эффективно идентифицировать локальные адреса IPv6 на нескольких интерфейсах с минимальными изменениями кода.

Демоны маршрутизации и программы настройки, такие как [route6d\(8\)](#) и [ifconfig\(8\)](#), должны управлять "встроенным" индексом зоны. Эти программы используют сокеты маршрутизации и `ioctl` (например, `SIOCGIFADDR_IN6`), и API ядра будет возвращать IPv6-адреса с заполненным вторым 16-битным словом. API предназначены для управления внутренними структурами ядра. Программы, использующие эти API, в любом случае должны быть готовы к различиям в ядрах.

При указании адреса с ограниченной областью действия в командной строке НИКОГДА не используйте встроенную форму (например, `ff02::1` или `fe80::fedc`). Это не должно работать. Всегда используйте стандартную форму, такую как `ff02::1` или `fe80::fedc`, с параметром командной строки для указания интерфейса (например, `ping -6 -I ne0 ff02::1`).

В общем, если команда не имеет параметра командной строки для указания исходящего интерфейса, эта команда не готова принимать адрес с областью действия. Это кажется противоречащим принципу IPv6 поддерживать сценарий "кабинета стоматолога". Мы считаем, что спецификации нуждаются в некоторых улучшениях для этого.

Некоторые пользовательские утилиты поддерживают расширенный числовой синтаксис IPv6, как описано в draft-ietf-ipngwg-scopedaddr-format-00.txt. Можно указать исходящее соединение, используя имя исходящего интерфейса, например "fe80::1%ne0". Таким образом можно легко указать линк-локальный адрес с ограниченной областью действия.

Для использования этого расширения в вашей программе потребуется использовать [getaddrinfo\(3\)](#) и [getnameinfo\(3\)](#) с NI_WITHSCOPEID. В текущей реализации предполагается однозначное соответствие между каналом и интерфейсом, что является более строгим условием, чем указано в спецификациях.

8.1.1.4. Plug and Play (подключи и работай)

Большая часть автонастройки адресов IPv6 без сохранения состояния реализована в ядре. Функции обнаружения соседей (Neighbor Discovery) реализованы в ядре целиком. Ввод рекламы маршрутизатора (RA) для хостов реализован в ядре. Вывод запроса маршрутизатора (RS) для конечных хостов, ввод RS для маршрутизаторов и вывод RA для маршрутизаторов реализованы в пользовательском пространстве.

8.1.1.4.1. Назначение линк-локальных и специальных адресов

Линк-локальный адрес IPv6 генерируется из IEEE802 адреса (Ethernet MAC адреса). Каждому интерфейсу автоматически присваивается IPv6 линк-локальный адрес, когда интерфейс поднимается (IFF_UP). Также в таблицу маршрутизации добавляется прямой маршрут для линк-локального адреса.

Вот вывод команды netstat:

Internet6:			
Destination	Gateway	Flags	Netif Expire
fe80:1::%ed0/64	link#1	UC	ed0
fe80:2::%ep0/64	link#2	UC	ep0

Интерфейсы, не имеющие адреса IEEE802 (псевдоинтерфейсы, такие как туннельные интерфейсы или интерфейсы ppp), будут заимствовать адрес IEEE802 у других интерфейсов, например, Ethernet-интерфейсов, когда это возможно. Если нет подключенного оборудования IEEE802, в качестве последнего средства будет использовано псевдослучайное значение MD5(hostname) для формирования линк-локального адреса. Если это не подходит для вашего использования, вам потребуется настроить линк-локальный адрес вручную.

Если интерфейс не поддерживает IPv6 (например, отсутствует поддержка multicast), на этот интерфейс не будет назначен линк-локальный адрес. Подробности см. в разделе 2.

Каждый интерфейс присоединяется к запрашиваемому широковещательному адресу и линк-локальным широковещательным адресам всех узлов (например, fe80::1:ff01:6317 и

ff02::1 соответственно на соединении, к которому подключен интерфейс). В дополнение к линк-локальному адресу, адрес обратной петли (::1 — loopback) будет назначен интерфейсу обратной петли. Также, ::1/128 и ff01::/32 автоматически добавляются в таблицу маршрутизации, а loopback-интерфейс (интерфейс обратной петли) присоединяется к групповому адресу в пределах узла ff01::1.

8.1.1.4.2. Автоматическая настройка адресов без состояния на узлах

В спецификации IPv6 узлы разделены на две категории: *маршрутизаторы* и *хосты*. Маршрутизаторы пересылают пакеты, адресованные другим, хосты не пересылают пакеты. Параметр `net.inet6.ip6.forwarding` определяет, является ли данный узел маршрутизатором или хостом (маршрутизатор, если значение равно 1, хост, если 0).

Когда хост получает Объявление Маршрутизатора (Router Advertisement) от маршрутизатора, он может автоматически настроить себя с помощью автонастройки адреса без сохранения состояния. Это поведение можно контролировать с помощью параметра `net.inet6.ip6.accept_rtadv` (хост автонастраивается, если значение равно 1). При автонастройке добавляется префикс сетевого адреса для принимающего интерфейса (обычно префикс глобального адреса). Также настраивается маршрут по умолчанию. Маршрутизаторы периодически генерируют пакеты Router Advertisement. Чтобы запросить соседний маршрутизатор сгенерировать RA-пакет, хост может отправить Router Solicitation. Для генерации RS-пакета в любое время используйте команду `rtsol`. Также доступен демон `rtsold(8)`. `rtsold(8)` генерирует Router Solicitation по мере необходимости и отлично подходит для мобильного использования (ноутбуки/лэптопы). Если необходимо игнорировать Router Advertisements, используйте `sysctl` для установки `net.inet6.ip6.accept_rtadv` в 0.

Для генерации Router Advertisement от маршрутизатора используйте демон `rtadvd(8)`.

Обратите внимание, что спецификация IPv6 предполагает следующие пункты, а случаи несоответствия остаются неуточнёнными:

- Только хосты будут принимать объявления от маршрутизаторов
- Узлы имеют один сетевой интерфейс (за исключением loopback)

Поэтому не рекомендуется включать `net.inet6.ip6.accept_rtadv` на маршрутизаторах или многопортовых хостах. Неправильно настроенный узел может вести себя странно (нестандартная конфигурация разрешена для тех, кто хочет провести эксперименты).

Резюмируя настройку `sysctl`:

<code>accept_rtadv</code>	<code>forwarding</code>	role of the node
---	---	---
0	0	host (to be manually configured)
0	1	router
1	0	autoconfigured host (spec assumes that host has single interface only, autoconfigured host with multiple interface is out-of-scope)

В RFC2462 есть правило проверки для входящей информации о префиксе в RA, в разделе 5.5.3 (e). Это защищает хосты от злонамеренных (или неправильно настроенных) маршрутизаторов, которые анонсируют очень короткое время жизни префикса. Было обновление от Джима Баунда в рассылке ipngwg (ищите "(ipng 6712)" в архиве), и это обновление Джима реализовано.

См. [23.5.1.2](#) в документе для информации о взаимосвязи между DAD и автонастройкой.

8.1.1.5. Универсальный Туннельный Интерфейс

GIF (Generic InterFace) — это псевдоинтерфейс для настроенного туннеля. Подробности описаны в [gif\(4\)](#). В настоящее время

- v6 в v6
- v6 в v4
- v4 в v6
- v4 в v4

доступны. Используйте [gifconfig\(8\)](#) для назначения физических (внешних) исходных и конечных адресов интерфейсам gif. Конфигурация, использующая одно семейство адресов для внутреннего и внешнего IP-заголовка (v4 в v4 или v6 в v6), является опасной. Очень легко настроить интерфейсы и таблицы маршрутизации для выполнения бесконечного уровня туннелирования. *Пожалуйста, будьте осторожны.*

gif можно настроить так, чтобы он был дружелюбным к ECN. Подробнее о дружелюбности к ECN для туннелей см. [23.5.4.5](#), а о настройке — в [gif\(4\)](#).

Если вы хотите настроить туннель IPv4-в-IPv6 с интерфейсом gif, внимательно прочитайте [gif\(4\)](#). Вам потребуется удалить линк-локальный адрес IPv6, автоматически назначенный интерфейсу gif.

8.1.1.6. Выбор исходящего адреса

Текущее правило выбора источника ориентировано на зону (есть несколько исключений — см. ниже). Для заданного адреса назначения исходящий IPv6-адрес выбирается по следующему правилу:

1. Если исходящий адрес явно указан пользователем (например, через расширенный API), используется указанный адрес.
2. Если на исходящем интерфейсе назначен адрес (который обычно определяется путем просмотра таблицы маршрутизации) с той же зоной действия, что и адрес назначения, используется этот адрес.

Это наиболее типичный случай.

3. Если нет адреса, удовлетворяющего указанному выше условию, выберите глобальный адрес, назначенный одному из интерфейсов на отправляющем узле.
4. Если нет адреса, удовлетворяющего указанному выше условию, и адрес назначения имеет сайт-локальную зону, выберите сайт-локальный адрес, назначенный одному из интерфейсов на отправляющем узле.
5. Если нет адреса, удовлетворяющего указанному условию, выберите адрес, связанный с записью таблицы маршрутизации для назначения. Это крайняя мера, которая может нарушить границы зоны действия.

Например, `::1` выбирается для `ff01::1`, `fe80:1::200:f8ff:fe01:6317` для `fe80:1::2a0:24ff:feab:839b` (обратите внимание, что встроенный индекс интерфейса — описанный в [23.5.1.3](#) — помогает нам выбрать правильный исходный адрес. Эти встроенные индексы не будут передаваться по сети). Если исходящий интерфейс имеет несколько адресов для данной зоны, исходный адрес выбирается на основе наибольшего соответствия (правило 3). Предположим, что `2001:0DB8:808:1:200:f8ff:fe01:6317` и `2001:0DB8:9:124:200:f8ff:fe01:6317` назначены исходящему интерфейсу. `2001:0DB8:808:1:200:f8ff:fe01:6317` выбирается в качестве исходящего адреса для адреса назначения `2001:0DB8:800::1`.

Обратите внимание, что приведенное выше правило не документировано в спецификации IPv6. Оно считается элементом, оставленным "на усмотрение реализации". Существуют случаи, когда мы не используем это правило. Один из примеров — установленное TCP-соединение, где мы используем адрес, сохраненный в `tcb`, в качестве источника. Другой пример — исходящий адрес для Объявления Соседа (Neighbor Advertisement). Согласно спецификации (RFC2461 7.2.2) источник NA должен быть целевым адресом соответствующего NS. В этом случае мы следуем спецификации, а не приведенному выше правилу наибольшего совпадения.

Для новых соединений (когда правило 1 не применяется), устаревшие адреса (адреса с предпочтительным временем жизни = 0) не будут выбираться в качестве исходящего адреса, если доступны другие варианты. Если других вариантов нет, устаревший адрес будет использован в качестве последнего средства. Если есть несколько устаревших адресов, для выбора между ними будет применено указанное выше правило области видимости. Если вы хотите запретить использование устаревших адресов по какой-либо причине, установите параметр `net.inet6.ip6.use_deprecated` в значение 0. Проблема, связанная с устаревшими адресами, описана в RFC2462 5.5.4 (ПРИМЕЧАНИЕ: в IETF `ipngwg` ведутся дебаты о том, как использовать "устаревшие" адреса).

8.1.1.7. Джамбо-пакет (Jumbo Payload)

Опция джамбо-пакет типа "от прыжка к прыжку" реализована и может использоваться для отправки IPv6-пакетов с полезной нагрузкой длиной более 65 535 октетов. Однако в настоящее время не поддерживаются физические интерфейсы с MTU более 65 535, поэтому такие нагрузки могут быть только на интерфейсе `loopback` (т.е. `lo0`).

Если вы хотите попробовать джамбо-пакеты, сначала необходимо переконфигурировать ядро, чтобы MTU интерфейса `loopback` превышал 65 535 байт; добавьте следующее в конфигурационный файл ядра:

```
options "LARGE_LOMTU" #To test jumbo payload
```

и пересоберите новое ядро.

Затем вы можете проверить работу с большими пакетами с помощью команды `ping(8)` с опциями `-6`, `-b` и `-s`. Опция `-b` необходима для увеличения размера буфера сокета, а опция `-s` задает длину пакета, которая должна быть больше 65 535. Например, введите следующее:

```
% ping -6 -b 70000 -s 68000 ::1
```

Спецификация IPv6 требует, чтобы опция Джамбо-пакет не использовалась в пакете, содержащем заголовок фрагмента. Если это условие нарушено, должно быть отправлено ICMPv6 сообщение Parameter Problem отправителю. Спецификация соблюдается, но обычно вы не можете увидеть ICMPv6 ошибку, вызванную этим требованием.

При получении IPv6-пакета проверяется длина кадра и сравнивается с длиной, указанной в поле длины полезной нагрузки заголовка IPv6 или в значении опции Джамбо-пакета, если она присутствует. Если первое значение меньше второго, пакет отбрасывается, и статистика увеличивается. Статистику можно увидеть в выводе команды `netstat(8)` с опцией `-s -p ip6`:

```
% netstat -s -p ip6
ip6:
  (snip)
  1 with data size < data length
```

Итак, ядро не отправляет ICMPv6 ошибку, если ошибочный пакет не является фактически Джамбо-пакетом, то есть его размер пакета превышает 65 535 байт. Как описано выше, в настоящее время не поддерживаются физические интерфейсы с таким огромным MTU, поэтому ICMPv6 ошибка возвращается редко.

В настоящее время поддержка TCP/UDP через jumboграм не реализована. Это связано с отсутствием среды (кроме loopback) для тестирования данной функциональности. Свяжитесь с нами, если вам это необходимо.

IPsec не работает с jumboграм. Это связано с особенностями спецификации, касающимися поддержки АН для джамбограмм (размер заголовка АН влияет на длину полезной нагрузки, что делает крайне сложной аутентификацию входящего пакета с опцией Джамбо-пакет, а также АН).

Существуют фундаментальные проблемы в поддержке *BSD для jumboграм. Мы хотели бы решить их, но нам нужно больше времени для завершения работы. Вот некоторые из них:

- Поле `mbuf pkthdr.len` имеет тип `int` в 4.4BSD, поэтому оно не сможет содержать джамбограмму с длиной > 2G на 32-битных архитектурах CPU. Если мы хотим правильно поддерживать джамбограммы, это поле необходимо расширить, чтобы оно могло содержать 4G + заголовок IPv6 + заголовок канального уровня. Следовательно, его необходимо расширить как минимум до `int64_t` (`u_int32_t` НЕ достаточно).
- Мы ошибочно используем "int" для хранения длины пакета во многих местах. Нам

необходимо преобразовать их в более крупный целочисленный тип. Это требует большой осторожности, так как мы можем столкнуться с переполнением во время вычисления длины пакета.

- Мы ошибочно проверяем поле `ip6_plen` заголовка IPv6 для определения длины полезной нагрузки пакета в различных местах. Вместо этого следует проверять `mbuf pkthdr.len`. Функция `ip6_input()` выполняет проверку корректности опции Джамбо-пакет при вводе, и после этого можно безопасно использовать `mbuf pkthdr.len`.
- Код TCP требует тщательного обновления в ряде мест, разумеется.

8.1.1.8. Предотвращение петель при обработке заголовков

Спецификация IPv6 допускает размещение произвольного количества расширений в заголовках пакетов. Если реализовать код обработки пакетов IPv6 так, как реализован код IPv4 в BSD, может произойти переполнение стека ядра из-за длинной цепочки вызовов функций. Код в `sys/netinet6` тщательно спроектирован, чтобы избежать переполнения стека ядра, поэтому он определяет собственную структуру переключения протоколов — `"struct ip6protosw"` (см. `netinet6/ip6protosw.h`). Для IPv4 части (`sys/netinet`) подобных обновлений не было сделано для сохранения совместимости, но в прототип `pr_input()` внесено небольшое изменение. Поэтому также определена `"struct ipprotosw"`. В результате, если получен пакет IPsec-over-IPv4 с большим количеством заголовков IPsec, стек ядра может переполниться. С IPsec-over-IPv6 такой проблемы нет. (Разумеется, чтобы все эти заголовки IPsec были обработаны, каждый такой заголовок должен пройти все проверки IPsec. Поэтому анонимный злоумышленник не сможет осуществить подобную атаку.)

8.1.1.9. ICMPv6

После публикации RFC2463 IETF `ipngwg` решил запретить ICMPv6 пакеты ошибок для ICMPv6 перенаправлений, чтобы предотвратить ICMPv6 шторм в сетевой среде. Это уже реализовано в ядре.

8.1.1.10. Приложения (Applications)

Для программирования в пользовательском пространстве мы поддерживаем API сокетов IPv6, как указано в RFC2553, RFC2292 и готовящихся интернет-черновиках.

TCP/UDP поверх IPv6 доступны и достаточно стабильны. Вы можете использовать [telnet\(1\)](#), [ftp\(1\)](#), [rlogin\(1\)](#), [rsh\(1\)](#), [ssh\(1\)](#) и т.д. Эти приложения не зависят от протокола. То есть они автоматически выбирают IPv4 или IPv6 в соответствии с DNS.

8.1.1.11. Внутреннее устройство ядра

В то время как `ip_forward()` вызывает `ip_output()`, `ip6_forward()` напрямую вызывает `if_output()`, поскольку маршрутизаторы не должны разделять пакеты IPv6 на фрагменты.

ICMPv6 должен содержать исходный пакет по возможности вплоть до 1280 байт. Например, сообщение "Ошибка недоступности порта UDP6/IP6" должно содержать все расширенные заголовки и **неизменённые** заголовки UDP6 и IP6. Таким образом, все функции IP6, кроме TCP, никогда не преобразуют порядок байтов сети в порядок байтов хоста, чтобы сохранить исходный пакет.

Функции `tcp_input()`, `udp6_input()` и `icmp6_input()` не могут предполагать, что заголовок IP6 предшествует транспортным заголовкам из-за наличия расширенных заголовков. Поэтому была реализована `in6_cksum()` для обработки пакетов, у которых заголовок IP6 и транспортный заголовок не являются непрерывными. Но ни для TCP/IP6, ни для UDP6/IP6 в заголовке нет структуры для расчёта контрольной суммы.

Для удобной обработки заголовка IP6, дополнительных заголовков и транспортных заголовков, от сетевых драйверов теперь требуется хранить пакеты в одном внутреннем mbuf или одном или нескольких внешних mbuf. Типичный старый драйвер подготавливает два внутренних mbuf для данных размером 96–204 байт, однако теперь такие данные пакета хранятся в одном внешнем mbuf.

`netstat -s -p ip6` показывает, соответствует ли ваш драйвер этому требованию. В следующем примере "cse0" нарушает это требование. (Для получения дополнительной информации обратитесь к разделу 2.)

```
Mbuf statistics:
    317 one mbuf
    two or more mbuf::
        lo0 = 8
    cse0 = 10
    3282 one ext mbuf
    0 two or more ext mbuf
```

Каждая входная функция вызывает `IP6_EXTHDR_CHECK` в начале, чтобы проверить, является ли область между IP6 и его заголовком непрерывной. `IP6_EXTHDR_CHECK` вызывает `m_pullup()` только если mbuf имеет флаг `M_LOOP`, то есть пакет пришел с интерфейса `loopback`. `m_pullup()` никогда не вызывается для пакетов, приходящих с физических сетевых интерфейсов.

Как функции повторной сборки IP, так и IP6 никогда не вызывают `m_pullup()`.

8.1.1.12. IPv4-отображённые адреса и IPv6-сокеты с подстановочным адресом

RFC2553 описывает IPv4 отображённые адреса (3.7) и особое поведение IPv6 сокета с привязкой к любому адресу (3.8). Спецификация позволяет вам:

- Принимать IPv4-подключения через сокет с привязкой к подстановочному адресу `AF_INET6`.
- Передача IPv4-пакета через сокет `AF_INET6` с использованием специальной формы адреса, например `::ffff:10.1.1.1`.

но сама спецификация очень сложна и не определяет, как должен вести себя сокетный уровень. Здесь мы называем первую сторону «слушающей», а вторую — «иницилирующей» для удобства ссылок.

Вы можете выполнить привязку к подстановочному адресу для обоих семейств адресов на одном и том же порту.

Следующая таблица показывает поведение FreeBSD 4.x.

listening side	initiating side	
	(AF_INET6 wildcard socket gets IPv4 conn.)	(connection to ::ffff:10.1.1.1)
	---	---
FreeBSD 4.x	configurable default: enabled	supported

Следующие разделы предоставят вам более подробную информацию и объяснят, как можно настроить поведение.

Комментарии о принимающей стороне:

Похоже, что в RFC2553 слишком мало сказано о проблеме привязки к подстановочному адресу, особенно о вопросе пространства портов, режиме отказа и взаимосвязи между AF_INET/INET6 wildcard bind. Может быть несколько различных интерпретаций этого RFC, которые соответствуют ему, но ведут себя по-разному. Поэтому для создания переносимых приложений не следует делать никаких предположений о поведении в ядре. Использование [getaddrinfo\(3\)](#) является наиболее безопасным способом. Вопросы пространства номеров портов и привязки к подстановочному адресу подробно обсуждались в рассылке `iprv6imr` в середине марта 1999 года, и похоже, что конкретного консенсуса нет (то есть, остается на усмотрение реализаторов). Возможно, вам стоит проверить архивы рассылки.

Если серверное приложение хочет принимать IPv4 и IPv6 соединения, есть два варианта.

Один из способов — использование сокетов AF_INET и AF_INET6 (вам понадобятся два сокета). Используйте [getaddrinfo\(3\)](#) с AI_PASSIVE в `ai_flags`, а также [socket\(2\)](#) и [bind\(2\)](#) для всех возвращённых адресов. Открыв несколько сокетов, вы можете принимать соединения сокетом соответствующей адресной семьи. IPv4-соединения будут приниматься сокетом AF_INET, а IPv6-соединения — сокетом AF_INET6.

Еще один способ — использование одного сокета с универсальной привязкой AF_INET6. Используйте [getaddrinfo\(3\)](#) с AI_PASSIVE в `ai_flags` и AF_INET6 в `ai_family`, установив первый аргумент `hostname` в NULL. Затем используйте [socket\(2\)](#) и [bind\(2\)](#) для адреса, который был возвращен. (должен быть неспецифицированный адрес IPv6). Через этот один сокет можно принимать пакеты как IPv4, так и IPv6.

Для поддержки только IPv6-трафика на AF_INET6-сокете с привязкой к любому адресу переносимым способом всегда проверяйте адрес узла при установке соединения с AF_INET6-сокетом в режиме прослушивания. Если адрес является IPv4-отображённым, возможно, стоит отклонить соединение. Это условие можно проверить с помощью макроса `IN6_IS_ADDR_V4MAPPED()`.

Для более простого решения этой задачи существует зависящий от системы параметр [setsockopt\(2\)](#) под названием `IPV6_BINDV6ONLY`, используемый следующим образом.


```
int on;

setsockopt(s, IPPROTO_IPV6, IPV6_BINDV6ONLY,
           (char *)&on, sizeof (on)) < 0));
```

При успешном вызове этот сокет будет принимать только IPv6-пакеты.

Комментарии о стороне инициатора:

Совет разработчикам приложений: для создания переносимого IPv6-приложения (которое работает на различных IPv6-ядрах), мы считаем, что следующие моменты являются ключом к успеху:

- НИКОГДА не используйте жёстко заданные `AF_INET` или `AF_INET6`.
- Используйте [getaddrinfo\(3\)](#) и [getnameinfo\(3\)](#) во всей системе. Никогда не используйте `gethostby*()`, `getaddrby*()`, `inet_*()` или `getipnodeby*()`. (Для облегчения обновления существующих приложений для поддержки IPv6 иногда может быть полезен `getipnodeby*()`. Но по возможности старайтесь переписать код для использования [getaddrinfo\(3\)](#) и [getnameinfo\(3\)](#).)
- Если вы хотите подключиться к назначению, используйте [getaddrinfo\(3\)](#) и попробуйте все возвращённые назначения, как это делает [telnet\(1\)](#).
- Некоторые реализации стека IPv6 поставляются с некорректной [getaddrinfo\(3\)](#). Включите минимально рабочую версию в ваше приложение и используйте её в крайнем случае.

Если вы хотите использовать сокет `AF_INET6` для исходящих подключений как IPv4, так и IPv6, вам потребуется использовать [getipnodebyname\(3\)](#). Если вы хотите обновить существующее приложение для поддержки IPv6 с минимальными усилиями, можно выбрать этот подход. Однако учтите, что это временное решение, поскольку [getipnodebyname\(3\)](#) сам по себе не рекомендуется, так как он вообще не обрабатывает IPv6-адреса с зоной. Для разрешения IPv6-имён предпочтительным API является [getaddrinfo\(3\)](#). Поэтому вам следует переписать ваше приложение для использования [getaddrinfo\(3\)](#), когда у вас будет время это сделать.

При написании приложений, которые устанавливают исходящие соединения, история становится намного проще, если рассматривать `AF_INET` и `AF_INET6` как совершенно отдельные семейства адресов. Проблемы с `{set,get}sockopt` упрощаются, проблемы с DNS также станут проще. Мы не рекомендуем полагаться на IPv4-отображённые адреса.

8.1.1.12.1. унифицированный код `tcp` и `inpcb`

FreeBSD 4.x использует общий код `tcp` для IPv4 и IPv6 (из `sys/netinet/tcp*`) и отдельный код `udp4/6`. В нем используется унифицированная структура `inpcb`.

Платформа может быть настроена для поддержки IPv4-отображённых адресов. Конфигурация ядра кратко описана ниже:

- По умолчанию сокет `AF_INET6` может принимать IPv4-соединения при определённых условиях и инициировать соединение с IPv4-адресами, встроенными в IPv4-

отображённые IPv6-адреса.

- Вы можете отключить это во всей системе с помощью `sysctl`, как показано ниже.

```
sysctl net.inet6.ip6.mapped_addr=0
```

8.1.1.12.1.1. Сторона, принимающая соединения

Каждый сокет может быть настроен для поддержки специальной привязки к подстановочному адресу AF_INET6 (включено по умолчанию). Это можно отключить для каждого отдельного сокета с помощью [setsockopt\(2\)](#), как показано ниже.

```
int on;

setsockopt(s, IPPROTO_IPV6, IPV6_BINDV6ONLY,
           (char *)&on, sizeof (on)) < 0));
```

Сокет с универсальной привязкой AF_INET6 перехватывает IPv4-подключение тогда и только тогда, когда выполнены следующие условия:

- нет AF_INET сокета, соответствующего IPv4-подключению
- Сокет AF_INET6 настроен на прием IPv4-трафика, т.е., `getsockopt(IPV6_BINDV6ONLY)` возвращает 0.

Нет проблем с порядком открытия/закрытия.

8.1.1.12.1.2. Иницилирующая сторона

FreeBSD 4.x поддерживает исходящее соединение с IPv4-отображённым адресом (::ffff:10.1.1.1), если узел настроен на поддержку IPv4-отображённых адресов.

8.1.1.13. sockaddr_storage

Когда RFC2553 был близок к завершению, велись дискуссии о том, как называть элементы структуры `sockaddr_storage`. Одно предложение заключалось в добавлении "" *перед именами элементов (например, "ss_len")*, так как к ним не следует обращаться напрямую. Другое предложение было не добавлять префикс (например, "ss_len"), поскольку необходимо прямое обращение к этим элементам. Четкого консенсуса по этому вопросу достигнуто не было.

В результате, RFC2553 определяет структуру `sockaddr_storage` следующим образом:

```
struct sockaddr_storage {
    u_char  __ss_len;    /* address length */
    u_char  __ss_family; /* address family */
    /* and bunch of padding */
};
```

Напротив, черновик XNET определяет следующее:


```
struct sockaddr_storage {
    u_char  ss_len;      /* address length */
    u_char  ss_family;  /* address family */
    /* and bunch of padding */
};
```

В декабре 1999 года было согласовано, что RFC2553bis должен принять последнее (XNET) определение.

Текущая реализация соответствует определению XNET, основанному на обсуждении RFC2553bis.

Если вы рассмотрите несколько реализаций IPv6, то сможете увидеть оба определения. Для программиста в пользовательском пространстве наиболее переносимый способ работы с этим:

1. с помощью GNU autoconf сконфигурировать доступ к `ss_family` и/или `ss_len` на целевой платформе,
2. добавить `-Dss_family=ss_family` для унификации всех использований (включая заголовочный файл) `ss_family`, или
3. никогда не трогайте `__ss_family`. Приводите к `sockaddr *` и используйте `sa_family`, например:

```
struct sockaddr_storage ss;
family = ((struct sockaddr *)&ss)->sa_family
```

8.1.2. Драйверы сетевых устройств

В настоящее время следующие два пункта должны поддерживаться стандартными драйверами:

1. Требование к кластеризации mbuf. В этом стабильном выпуске мы изменили MINCLSIZE на MHLEN+1 для всех операционных систем, чтобы все драйверы работали так, как мы ожидаем.
2. многоадресная рассылка (multicast). Если [ifmcstat\(8\)](#) не выводит ни одной многоадресной группы для интерфейса, этот интерфейс необходимо исправить.

Если какие-либо драйверы не поддерживают требования, то их нельзя использовать для IPv6 и/или IPsec-связи. Если вы обнаружили проблему с вашей картой при использовании IPv6/IPsec, пожалуйста, сообщите об этом в [Список рассылки FreeBSD, посвящённый сообщениям о проблемах](#).

(NOTE: Раньше мы требовали, чтобы все драйверы PCMCIA содержали вызов `in6_ifattach()`. Теперь такого требования нет)

8.1.3. Транслятор

Мы классифицируем трансляторы IPv4/IPv6 на 4 типа:

- *Транслятор А* --- Он используется на раннем этапе перехода, чтобы позволить установить соединение с IPv6-хоста на IPv6-острове к IPv4-хосту в IPv4-океане.
- *Транслятор Б* --- Он используется на раннем этапе перехода, чтобы обеспечить возможность установления соединения с IPv6-узлом на IPv6-острове от IPv4-узла в IPv4-океане.
- *Транслятор С* --- Он используется на позднем этапе перехода, чтобы сделать возможным установление соединения с IPv6-узлом в IPv6-океане от IPv4-узла на IPv4-острове.
- *Транслятор D* --- Он используется на позднем этапе перехода, чтобы сделать возможным установление соединения с IPv6-хоста в IPv6-океане на IPv4-хост на IPv4-острове.

8.1.4. IPsec

IPsec состоит в основном из трех компонент.

1. Управление политиками
2. Управление ключами
3. Обработка АН и ESP

8.1.4.1. Управление политиками

Ядро реализует экспериментальный код управления политикой безопасности. Существует два способа управления политикой безопасности. Первый — настройка политики для каждого сокета с помощью `setsockopt(2)`. В этом случае конфигурация политики описана в `ipsec_set_policy(3)`. Второй способ — настройка политики на основе фильтра пакетов ядра с использованием интерфейса PF_KEY через `setkey(8)`.

Запись политики не переупорядочивается вместе со своими индексами, поэтому порядок добавления записей очень важен.

8.1.4.2. Управление ключами

Код управления ключами, реализованный в этом наборе (`sys/netkey`), представляет собой собственную реализацию PFKEY v2. Это соответствует RFC2367.

В комплект включена "домашняя" реализация демона IKE — "racoon" (`kame/kame/racoon`). Обычно вам потребуется запустить `racoon` в качестве демона, затем настроить политику для требования ключей (например, `ping -P 'out ipsec esp/transport//use'`). Ядро будет связываться с демоном `racoon` по мере необходимости для обмена ключами.

8.1.4.3. Обработка АН и ESP

Модуль IPsec реализован в виде "хуков" к стандартной обработке IPv4/IPv6. При отправке пакета функция `ip{,6}_output()` проверяет, требуется ли обработка ESP/АН, путем поиска соответствующей базы данных политик безопасности (SPD — Security Policy Database). Если

ESP/АН необходим, вызывается `{esp,ah}{4,6}_output()`, и `mbuf` соответствующим образом обновляется. При получении пакета функция `{esp,ah}4_input()` вызывается на основе номера протокола, т.е. `(*inetsw[proto])()`. `{esp,ah}4_input()` расшифровывает/проверяет подлинность пакета, а также удаляет цепочку заголовков и выравнивание для ESP/АН. Безопасно удалять заголовок ESP/АН при получении пакета, так как полученный пакет никогда не будет использоваться в "сыром" виде.

Использование ESP/АН влияет на эффективный размер сегмента данных TCP4/6 из-за дополнительных цепочечных заголовков, вставляемых ESP/АН. Наш код учитывает этот случай.

Основные криптографические функции можно найти в директории `sys/crypto`. Преобразования ESP/АН перечислены в `{esp,ah}_core.c` с обёрточными функциями. Если вы хотите добавить какой-либо алгоритм, добавьте обёрточную функцию в `{esp,ah}_core.c` и поместите код вашего криптографического алгоритма в `sys/crypto`.

Режим туннеля частично поддерживается в этом выпуске со следующими ограничениями:

- Туннель IPsec не объединён с универсальным туннельным интерфейсом GIF. Это требует особой осторожности, так как может возникнуть бесконечный цикл между `ip_output()` и `tunnelif->if_output()`. Мнения расходятся относительно того, лучше ли их объединить или нет.
- MTU и бит Don't Fragment (IPv4) требуют дополнительной проверки, но в основном работают нормально.
- Модель аутентификации для туннеля АН должна быть пересмотрена. Нам потребуется улучшить механизм управления политиками в конечном итоге.

8.1.4.4. Соответствие RFC и ID

Код IPsec в ядре соответствует (или пытается соответствовать) следующим стандартам:

Спецификация "старого IPsec", описанная в `rfc182[5-9].txt`

Спецификация "new IPsec" описана в `rfc240[1-6].txt`, `rfc241[01].txt`, `rfc2451.txt` и `draft-mcdonald-simple-ipsec-api-01.txt` (черновик устарел, но его можно взять по ссылке: <ftp://ftp.kame.net/pub/internet-drafts/>). (ПРИМЕЧАНИЕ: Спецификации IKE, `rfc241[7-9].txt`, реализованы в пользовательском пространстве в виде демона IKE "rasoon")

В настоящее время поддерживаются следующие алгоритмы:

- old IPsec АН
 - нулевая криптографическая контрольная сумма (нет документа, только для отладки)
 - MD5 с ключом и с 128-битной криптографической контрольной суммой (`rfc1828.txt`)
 - SHA1 с ключом и с 128-битной криптографической контрольной суммой (без документа)
 - HMAC MD5 с 128-битной криптографической контрольной суммой (`rfc2085.txt`)
 - HMAC SHA1 с 128-битной криптографической контрольной суммой (без документа)

- old IPsec ESP
 - нулевое шифрование (нет документа, аналогично rfc2410.txt)
 - Режим DES-CBC (rfc1829.txt)
- new IPsec AH
 - нулевая криптографическая контрольная сумма (нет документа, только для отладки)
 - MD5 с ключом и с 96-битной криптографической контрольной суммой (нет документа)
 - SHA1 с ключом и с 96-битной криптографической контрольной суммой (без документа)
 - HMAC MD5 с 96-битной криптографической контрольной суммой (rfc2403.txt)
 - HMAC SHA1 с 96-битной криптографической контрольной суммой (rfc2404.txt)
- new IPsec ESP
 - нулевое шифрование (rfc2410.txt)
 - DES-CBC с производным IV (draft-ietf-ipsec-ciph-des-derived-01.txt, черновик истек)
 - DES-CBC с явным вектором инициализации (rfc2405.txt)
 - 3DES-CBC с явным вектором инициализации (rfc2451.txt)
 - BLOWFISH CBC (rfc2451.txt)
 - CAST128 CBC (rfc2451.txt)
 - RC5 CBC (rfc2451.txt)
 - каждый из вышеперечисленных может быть объединён с:
 - Аутентификация ESP с HMAC-MD5 (96 бит)
 - Аутентификация ESP с HMAC-SHA1(96 бит)

Следующие алгоритмы НЕ поддерживаются:

- old IPsec AH
 - HMAC MD5 с 128-битной криптографической контрольной суммой + 64-битная защита от повторного воспроизведения (rfc2085.txt)
 - SHA1 с ключом и с 160-битной криптографической контрольной суммой 32-битное дополнение (rfc1852.txt)

IPsec (в ядре) и IKE (в пользовательском пространстве как "расоон") были протестированы на нескольких мероприятиях по тестированию взаимодействия и известно, что они хорошо работают со многими другими реализациями. Кроме того, текущая реализация IPsec поддерживает довольно широкий спектр криптографических алгоритмов IPsec, описанных в RFC (мы поддерживаем только алгоритмы без проблем с интеллектуальной собственностью).

8.1.4.5. Учет ECN в IPsec-туннелях

Поддерживается ECN-совместимый IPsec-туннель, как описано в draft-ipsec-ecn-00.txt.

Обычный IPsec-туннель описан в RFC2401. При инкапсуляции поле TOS IPv4 (или поле класса трафика IPv6) копируется из внутреннего IP-заголовка во внешний IP-заголовок. При декапсуляции внешний IP-заголовок просто отбрасывается. Правило декапсуляции несовместимо с ECN, так как бит ECN в поле TOS/класса трафика внешнего IP-заголовка будет потерян.

Чтобы сделать IPsec-туннель дружественным к ECN, следует изменить процедуры инкапсуляции и декапсуляции. Это описано в <http://www.aciri.org/floyd/papers/draft-ipsec-ecn-00.txt>, глава 3.

Реализация туннеля IPsec может обеспечить три варианта поведения, в зависимости от значения параметра `net.inet.ipsec.ecn` (или `net.inet6.ipsec6.ecn`):

- RFC2401: отсутствие учета ECN (значение `sysctl -1`)
- ECN запрещён (значение `sysctl 0`)
- ECN разрешён (значение `sysctl 1`)

Обратите внимание, что поведение настраивается для каждого узла, а не для каждой SA (в draft-ipsec-ecn-00 предлагается настройка для каждой SA, но это кажется излишним).

Поведение можно обобщить следующим образом (подробности см. в исходном коде):

encapsulate		decapsulate
	---	---
RFC2401	copy all TOS bits from inner to outer.	drop TOS bits on outer (use inner TOS bits as is)
ECN forbidden	copy TOS bits except for ECN (masked with 0xfc) from inner to outer. set ECN bits to 0.	drop TOS bits on outer (use inner TOS bits as is)
ECN allowed	copy TOS bits except for ECN CE (masked with 0xfe) from inner to outer. set ECN CE bit to 0.	use inner TOS bits with some change. if outer ECN CE bit is 1, enable ECN CE bit on the inner.

Общая стратегия настройки выглядит следующим образом:

- если оба конечных пункта туннеля IPsec поддерживают поведение, дружественное к ECN, лучше настроить оба конца на "разрешено ECN" (значение `sysctl 1`).
- если другая сторона очень строга к биту TOS, используйте "RFC2401" (значение `sysctl -1`).
- в остальных случаях используйте "ECN запрещено" (значение `sysctl 0`).

Поведение по умолчанию — "ECN запрещён" (значение `sysctl 0`).

Для получения дополнительной информации обратитесь к:

<http://www.aciri.org/floyd/papers/draft-ipsec-ecn-00.txt>, RFC2481 (Явное Уведомление о Перегрузке), src/sys/netinet6/{ah,esp}_input.c

(Благодарности Kenjiro Cho kjc@csl.sony.co.jp за детальный анализ)

8.1.4.6. Совместимость

Вот некоторые из платформ, на которых код KAME тестировал взаимодействие IPsec/IKE в прошлом. Обратите внимание, что обе стороны могли изменить свои реализации, поэтому используйте следующий список только в справочных целях.

Altiga, Ashley-laurent (vpcom.com), Data Fellows (F-Secure), Ericsson ACC, FreeS/WAN, HITACHI, IBM AIX®, IJ, Intel, Microsoft® Windows NT®, NIST (linux IPsec + plutoplus), Netscreen, OpenBSD, RedCreek, Routerware, SSH, Secure Computing, Soliton, Toshiba, VPNet, Yamaha RT100i

Часть III: Ядро системы

Глава 9. Сборка и установка ядра FreeBSD

Чтобы быть разработчиком ядра, требуется понимания процесса сборки ядра. Для отладки ядра FreeBSD необходимо уметь его собирать. Существует два известных способа сделать это:

Поддерживаемая процедура сборки и установки ядра описана в главе [Сборка и установка пользовательского ядра](#) Руководства FreeBSD.



Предполагается, что читатель этой главы знаком с информацией, изложенной в главе [Сборка и установка пользовательского ядра](#) Руководства FreeBSD. Если это не так, пожалуйста, ознакомьтесь с упомянутой главой, чтобы понять, как работает процесс сборки.

9.1. Построение более быстрым, но менее надежным способом

Сборка ядра таким способом может быть полезной при работе с кодом ядра и может оказаться быстрее, чем описанная процедура, если в конфигурационном файле ядра были изменены только одна или две опции. С другой стороны, это может привести к неожиданным сбоям при сборке ядра.

1. Выполните [config\(8\)](#) для генерации исходного кода ядра:

```
# /usr/sbin/config MYKERNEL
```

2. Перейдите в каталог сборки. [config\(8\)](#) выведет имя этого каталога после выполнения, как указано выше.

```
# cd ../compile/MYKERNEL
```

3. Скомпилируйте ядро:

```
# make depend  
# make
```

4. Установите новое ядро:

```
# make install
```


Глава 10. Отладка ядра

10.1. Получение аварийного дампа ядра

При работе с разрабатываемым ядром (например, FreeBSD-CURRENT), особенно в экстремальных условиях (например, при очень высокой загрузке, десятках тысяч соединений, чрезвычайно большом количестве одновременных пользователей, сотнях [jail\(8\)](#) и т.д.), или при использовании новой функции или драйвера устройства в FreeBSD-STABLE (например, PAE), иногда может возникнуть паника ядра. В случае, если это произойдет, данная глава покажет, как извлечь полезную информацию из аварийного дампа.

Перезагрузка системы неизбежна после паники ядра. После перезагрузки системы содержимое физической памяти (RAM) теряется, как и любые данные на устройстве подкачки перед паникой. Чтобы сохранить данные в физической памяти, ядро использует устройство подкачки как временное хранилище для данных из RAM после сбоя и перезагрузки. Благодаря этому, когда FreeBSD загружается после сбоя, образ ядра может быть извлечен и проведена отладка.



Устройство подкачки, настроенное как устройство для дампа, продолжает функционировать как устройство подкачки. В настоящее время дампы на устройства, не являющиеся устройствами подкачки (например, на ленты или CDRW), не поддерживаются. Термин "устройство подкачки" является синонимом термина "раздел подкачки".

Есть несколько типов аварийных дампов ядра:

Полные дампы памяти

Содержат полное содержимое физической памяти.

Минидампы

Содержат только страницы памяти, используемые ядром (FreeBSD 6.2 и выше).

Текстовые дампы

Содержат захваченные, записанные или интерактивные выходные данные отладчика (FreeBSD 7.1 и выше).

Минидампы являются типом дампа по умолчанию, начиная с FreeBSD 7.0, и в большинстве случаев они сохраняют всю необходимую информацию, присутствующую в полном дампе памяти, так как большинство проблем можно изолировать, используя только состояние ядра.

10.1.1. Настройка устройства дампа

Прежде чем ядро запишет содержимое своей физической памяти на устройство дампа, необходимо настроить это устройство. Устройство дампа указывается с помощью команды [dumpon\(8\)](#), чтобы сообщить ядру, куда сохранять аварийные дампы. Программа [dumpon\(8\)](#)

должна быть вызвана после настройки раздела подкачки с помощью [swapon\(8\)](#). Обычно это обрабатывается установкой переменной `dumpdev` в [rc.conf\(5\)](#) в путь к устройству подкачки (рекомендуемый способ извлечения дампа ядра) или в значение `AUTO` для использования первого настроенного устройства подкачки. По умолчанию `dumpdev` имеет значение `AUTO` в `HEAD` и изменено на `NO` в ветках `RELENG_*` (за исключением `RELENG_7`, где оставлено значение `AUTO`). Начиная с FreeBSD 9.0-RELEASE и более поздних версий, `bsdinstall` будет спрашивать, следует ли включить аварийные дампы на целевой системе во время процесса установки.



Проверьте `/etc/fstab` или [swapinfo\(8\)](#) для получения списка устройств подкачки.

Убедитесь, что каталог `dumpdir`, указанный в [rc.conf\(5\)](#), существует перед аварией ядра!



```
# mkdir /var/crash
# chmod 700 /var/crash
```

Также помните, что содержимое `/var/crash` является конфиденциальным и, скорее всего, содержит секретную информацию, такую как пароли.

10.1.2. Извлечение дампа ядра

После записи дампа на устройство дампа, дамп должен быть извлечен до монтирования устройства подкачки. Для извлечения дампа с устройства дампа используйте программу [savecore\(8\)](#). Если в [rc.conf\(5\)](#) установлен параметр `dumpdev`, [savecore\(8\)](#) будет автоматически вызван при первой загрузке в многопользовательском режиме после сбоя и до монтирования устройства подкачки. Расположение извлеченного ядра указывается в параметре `dumpdir` файла [rc.conf\(5\)](#), по умолчанию это `/var/crash`, а имя файла будет `vmcore.0`.

В случае, если файл с именем `vmcore.0` уже существует в `/var/crash` (или в каталоге, указанном в параметре `dumpdir`), ядро будет увеличивать завершающее число при каждом сбое, чтобы избежать перезаписи существующего файла `vmcore` (например, `vmcore.1`). [savecore\(8\)](#) всегда создает символическую ссылку с именем `vmcore.last` в `/var/crash` после сохранения дампа. Эта символическая ссылка может быть использована для определения имени последнего дампа.

Утилита [crashinfo\(8\)](#) создаёт текстовый файл, содержащий сводную информацию из полного дампа памяти или минидампа. Если параметр `dumpdev` установлен в [rc.conf\(5\)](#), [crashinfo\(8\)](#) будет автоматически вызван после [savecore\(8\)](#). Результат сохраняется в файл с именем `core.txt.N` в директории `dumpdir`.



Если вы тестируете новое ядро, но вам нужно загрузить другое, чтобы снова запустить систему, загрузите его только в однопользовательском режиме, используя флаг `-s` при загрузке, а затем выполните следующие шаги:

```
# fsck -p
# mount -a -t ufs      # make sure /var/crash is writable
# savecore /var/crash /dev/ad0s1b
# exit                 # exit to multi-user
```

Это указывает [savecore\(8\)](#) извлечь дампы ядра из `/dev/ad0s1b` и поместить содержимое в `/var/crash`. Не забудьте убедиться, что целевой каталог `/var/crash` имеет достаточно места для дампа. Также не забудьте указать правильный путь к вашему `swap`-устройству, так как он, скорее всего, отличается от `/dev/ad0s1b`!

10.1.3. Тестирование конфигурации дампа ядра

Ядро включает узел [sysctl\(8\)](#), который вызывает панику ядра. Это можно использовать для проверки того, что ваша система правильно настроена для сохранения дампов аварийного завершения работы ядра. Возможно, вы захотите перемонтировать существующие файловые системы в режиме только для чтения в однопользовательском режиме перед тем, как вызвать панику, чтобы избежать потери данных.

```
# shutdown now
...
Enter full pathname of shell or RETURN for /bin/sh:
# mount -a -u -r
# sysctl debug.kdb.panic=1
debug.kdb.panic:panic: kdb_sysctl_panic
...
```

После перезагрузки система должна сохранить дампы в `/var/crash` вместе с соответствующим отчетом из [crashinfo\(8\)](#).

10.2. Отладка аварийного дампа ядра с помощью **kgdb**



Этот раздел посвящен [kgdb\(1\)](#). Последняя версия включена в пакет [devel/gdb](#). Более старая версия также присутствует в FreeBSD 11 и более ранних версиях.

Чтобы войти в отладчик и начать получение информации из дампа, запустите `kgdb`:

```
# kgdb -n N
```

Где `N` — это суффикс файла `vmcore.N`, который нужно изучить. Чтобы открыть последний дампы, используйте:

```
# kgdb -n last
```

Обычно `kgdb(1)` должен быть способен найти ядро, работавшее в момент создания дампа. Если он не может найти нужное ядро, передайте путь к ядру и дампу в качестве двух аргументов для `kgdb`:

```
# kgdb /boot/kernel/kernel /var/crash/vmcore.0
```

Вы можете отлаживать дамп аварийного завершения, используя исходные коды ядра, так же, как и для любой другой программы.

Этот дамп получен из ядра версии 5.2-BETA, а крах произошел глубоко внутри ядра. Приведенный ниже вывод был изменен для добавления номеров строк слева. Первый трассировочный вывод проверяет указатель инструкции и получает обратную трассировку. Адрес, используемый в строке 41 для команды `list`, является указателем инструкции и может быть найден в строке 17. Большинство разработчиков запросят как минимум эту информацию, если вы не сможете отладить проблему самостоятельно. Однако, если вы решите проблему, убедитесь, что ваш патч попадет в дерево исходников через отчет о проблеме, списки рассылки, или, может быть, у вас есть возможность его закоммитить!

```
1:# cd /usr/obj/usr/src/sys/KERNCONF
2:# kgdb kernel.debug /var/crash/vmcore.0
3:GNU gdb 5.2.1 (FreeBSD)
4:Copyright 2002 Free Software Foundation, Inc.
5:GDB is free software, covered by the GNU General Public License, and you are
6:welcome to change it and/or distribute copies of it under certain conditions.
7:Type "show copying" to see the conditions.
8:There is absolutely no warranty for GDB. Type "show warranty" for details.
9:This GDB was configured as "i386-undermydesk-freebsd"...
10:panic: page fault
11:panic messages:
12:---
13:Fatal trap 12: page fault while in kernel mode
14:cpuid = 0; apic id = 00
15:fault virtual address = 0x300
16:fault code:          = supervisor read, page not present
17:instruction pointer   = 0x8:0xc0713860
18:stack pointer        = 0x10:0xdc1d0b70
19:frame pointer        = 0x10:0xdc1d0b7c
20:code segment         = base 0x0, limit 0xffff, type 0x1b
21:                    = DPL 0, pres 1, def32 1, gran 1
22:processor eflags      = resume, IOPL = 0
23:current process       = 14394 (uname)
24:trap number          = 12
25:panic: page fault
26     cpuid = 0;
27:Stack backtrace:
```

```

28
29:syncing disks, buffers remaining... 2199 2199 panic: mi_switch: switch in a
critical section
30:cpuid = 0;
31:Uptime: 2h43m19s
32:Dumping 255 MB
33: 16 32 48 64 80 96 112 128 144 160 176 192 208 224 240
34:---
35:Reading symbols from /boot/kernel/snd_maestro3.ko...done.
36:Loaded symbols for /boot/kernel/snd_maestro3.ko
37:Reading symbols from /boot/kernel/snd_pcm.ko...done.
38:Loaded symbols for /boot/kernel/snd_pcm.ko
39:#0 doadump () at /usr/src/sys/kern/kern_shutdown.c:240
40:240          dumping++;
41:(kgdb) list *0xc0713860
42:0xc0713860 is in lapic_ipi_wait (/usr/src/sys/i386/i386/local_apic.c:663).
43:658          incr = 0;
44:659          delay = 1;
45:660      } else
46:661          incr = 1;
47:662      for (x = 0; x < delay; x += incr) {
48:663          if ((lapic->icr_lo & APIC_DELSTAT_MASK) ==
APIC_DELSTAT_IDLE)
49:664              return (1);
50:665          ia32_pause();
51:666      }
52:667      return (0);
53:(kgdb) backtrace
54:#0 doadump () at /usr/src/sys/kern/kern_shutdown.c:240
55:#1 0xc055fd9b in boot (howto=260) at /usr/src/sys/kern/kern_shutdown.c:372
56:#2 0xc056019d in panic () at /usr/src/sys/kern/kern_shutdown.c:550
57:#3 0xc0567ef5 in mi_switch () at /usr/src/sys/kern/kern_synch.c:470
58:#4 0xc055fa87 in boot (howto=256) at /usr/src/sys/kern/kern_shutdown.c:312
59:#5 0xc056019d in panic () at /usr/src/sys/kern/kern_shutdown.c:550
60:#6 0xc0720c66 in trap_fatal (frame=0xdc1d0b30, eva=0)
61:   at /usr/src/sys/i386/i386/trap.c:821
62:#7 0xc07202b3 in trap (frame=
63:   {tf_fs = -1065484264, tf_es = -1065484272, tf_ds = -1065484272, tf edi = 1,
tf_esi = 0, tf_ebp = -602076292, tf_isp = -602076324, tf_ebx = 0, tf_edx = 0, tf_ecx =
1000000, tf_eax = 243, tf_trapno = 12, tf_err = 0, tf_eip = -1066321824, tf_cs = 8,
tf_eflags = 65671, tf_esp = 243, tf_ss = 0})
64:   at /usr/src/sys/i386/i386/trap.c:250
65:#8 0xc070c9f8 in calltrap () at {standard input}:94
66:#9 0xc07139f3 in lapic_ipi_vectored (vector=0, dest=0)
67:   at /usr/src/sys/i386/i386/local_apic.c:733
68:#10 0xc0718b23 in ipi_selected (cpus=1, ipi=1)
69:   at /usr/src/sys/i386/i386/mp_machdep.c:1115
70:#11 0xc057473e in kseq_notify (ke=0xcc05e360, cpu=0)
71:   at /usr/src/sys/kern/sched_ule.c:520
72:#12 0xc0575cad in sched_add (td=0xcbcf5c80)
73:   at /usr/src/sys/kern/sched_ule.c:1366

```

```

74:#13 0xc05666c6 in setrunqueue (td=0xcc05e360)
75:    at /usr/src/sys/kern/kern_switch.c:422
76:#14 0xc05752f4 in sched_wakeup (td=0xcbcf5c80)
77:    at /usr/src/sys/kern/sched_ule.c:999
78:#15 0xc056816c in setrunnable (td=0xcbcf5c80)
79:    at /usr/src/sys/kern/kern_synch.c:570
80:#16 0xc0567d53 in wakeup (ident=0xcbcf5c80)
81:    at /usr/src/sys/kern/kern_synch.c:411
82:#17 0xc05490a8 in exit1 (td=0xcbcf5b40, rv=0)
83:    at /usr/src/sys/kern/kern_exit.c:509
84:#18 0xc0548011 in sys_exit () at /usr/src/sys/kern/kern_exit.c:102
85:#19 0xc0720fd0 in syscall (frame=
86:    {tf_fs = 47, tf_es = 47, tf_ds = 47, tf edi = 0, tf_esi = -1, tf_ebp =
-1077940712, tf_isp = -602075788, tf_ebx = 672411944, tf_edx = 10, tf_ecx = 672411600,
tf_eax = 1, tf_trapno = 12, tf_err = 2, tf_eip = 671899563, tf_cs = 31, tf_eflags =
642, tf_esp = -1077940740, tf_ss = 47})
87:    at /usr/src/sys/i386/i386/trap.c:1010
88:#20 0xc070ca4d in Xint0x80_syscall () at {standard input}:136
89:---Can't read userspace from dump, or kernel process---
90:(kgdb) quit

```



Если ваша система регулярно завершается аварийно и у вас заканчивается место на диске, удаление старых файлов vmcore в /var/crash может освободить значительное количество дискового пространства!

10.3. Онлайн-отладка ядра с использованием DDB

В то время как **kgdb** как автономный отладчик предоставляет очень высокий уровень пользовательского интерфейса, есть некоторые вещи, которые он не может выполнить. Наиболее важные из них — установка точек останова и пошаговое выполнение кода ядра.

Если вам требуется выполнить низкоуровневую отладку ядра, доступен отладчик DDB, работающий в режиме реального времени. Он позволяет устанавливать точки останова, выполнять пошаговое выполнение функций ядра, проверять и изменять переменные ядра и т.д. Однако он не имеет доступа к исходным файлам ядра и работает только с глобальными и статическими символами, без доступа к полной отладочной информации, как это делает **kgdb**.

Для настройки ядра с включенной поддержкой DDB добавьте параметры

```
options KDB
```

```
options DDB
```

в ваш конфигурационный файл, и пересоберите. (Подробности о настройке ядра FreeBSD см. в [Руководстве FreeBSD](#)).

После загрузки ядра DDB существует несколько способов войти в него. Первый и самый ранний способ — использовать флаг загрузки `-d`. Ядро запустится в режиме отладки и перейдет в DDB до начала обнаружения любого из устройств. Таким образом, можно отлаживать даже функции обнаружить (probe)/ присоединить (attach) устройств. Для использования этого метода выйдите из меню загрузки загрузчика и введите `boot -d` в командной строке загрузчика.

Второй сценарий — перейти в отладчик после загрузки системы. Есть два простых способа это сделать. Если вы хотите перейти в отладчик из командной строки, просто введите команду:

```
# sysctl debug.kdb.enter=1
```

В качестве альтернативы, если вы находитесь за системной консолью, можно использовать горячую клавишу на клавиатуре. Стандартной комбинацией для перехода в отладчик является `Ctrl + Alt + ESC`. В `syscons` эта последовательность может быть переназначена, и некоторые распространённые раскладки клавиатуры делают это, поэтому убедитесь, что знаете правильную комбинацию. Для последовательных консолей доступна опция, позволяющая использовать сигнал `BREAK` на линии консоли для входа в DDB (`options BREAK_TO_DEBUGGER` в конфигурационном файле ядра). Это не установлено по умолчанию, так как существует множество последовательных адаптеров, которые излишне генерируют условие `BREAK`, например, при отключении кабеля.

Третий способ заключается в том, чтобы любое условие паники переходило в DDB, если ядро настроено на его использование. По этой причине не рекомендуется настраивать ядро с DDB для машины, работающей без присмотра.

Для получения неинтерактивной функциональности добавьте:

```
options KDB_UNATTENDED
```

в файл конфигурации ядра и пересоберите/переустановите ядро.

Команды DDB примерно напоминают некоторые команды `gdb`. Первое, что вам, вероятно, нужно сделать, это установить точку останова:

```
break function-name address
```

Числа по умолчанию интерпретируются как шестнадцатеричные, но чтобы отличить их от символьных имен, шестнадцатеричные числа, начинающиеся с букв `a-f`, должны предваряться префиксом `0x` (для остальных чисел это необязательно). Допускаются простые выражения, например: `function-name 0x103`.

Для выхода из отладчика и продолжения выполнения введите:

```
continue
```

Для получения трассировки стека текущего потока используйте:

```
trace
```

Для получения трассировки стека произвольного потока укажите идентификатор процесса или идентификатор потока в качестве второго аргумента команды `trace`.

Если вы хотите удалить точку останова, используйте

```
del  
del address-expression
```

Первая форма будет принята сразу после срабатывания точки останова и удаляет текущую точку останова. Вторая форма может удалить любую точку останова, но необходимо указать точный адрес; его можно получить из:

```
show b
```

или:

```
show break
```

Для пошагового выполнения ядра попробуйте:

```
s
```

Это позволит войти в функции, но вы можете заставить DDB отслеживать их до достижения соответствующего оператора `return` с помощью:

```
n
```



Это отличается от оператора `next` в `gdb`; это похоже на `finish` в `gdb`. Нажатие `n` более одного раза приведёт к продолжению.

Для просмотра данных в памяти используйте (например):

```
x/wx 0xf0133fe0,40  
x/hd db_syntab_space  
x/bc termbuf,10
```



```
x/s stringbuf
```

для доступа к словам/полусловам/байтам и отображения в шестнадцатеричном/десятичном/символьном/строковом формате. Число после запятой указывает количество объектов. Для отображения следующих 0x10 элементов просто введите:

```
x ,10
```

Аналогично, используйте

```
x/ia foofunc,10
```

для дизассемблирования первых 0x10 инструкций функции **foofunc** и их отображения вместе с их смещением от начала **foofunc**.

Для записи в память используйте команду write:

```
w/b termbuf 0xa 0xb 0  
w/w 0xf0010030 0 0
```

Модификатор команды (**b/h/w**) определяет размер данных для записи, первое следующее выражение — это адрес для записи, а остальное интерпретируется как данные для записи в последующие ячейки памяти.

Если вам необходимо узнать текущее содержимое регистров, введите:

```
show reg
```

Также можно отобразить значение одного регистра, например:

```
p $eax
```

и изменить его с помощью:

```
set $eax new-value
```

Если вам потребуется вызвать некоторые функции ядра из DDB, просто напишите:

```
call func(arg1, arg2, ...)
```

Будет выведено возвращаемое значение.

Для вывода информации о всех запущенных процессах в стиле [ps\(1\)](#) используйте:

```
ps
```

Теперь вы выяснили причину сбоя ядра и хотите выполнить перезагрузку. Помните, что в зависимости от серьезности предыдущего сбоя не все части ядра могут работать корректно. Выполните одно из следующих действий для завершения работы и перезагрузки системы:

```
panic
```

Это приведёт к дампу ядра и перезагрузке, чтобы позже можно было проанализировать дампы на более высоком уровне с помощью [kgdb\(1\)](#).

```
call boot(0)
```

Может быть хорошим способом чисто завершить работу работающей системы, [sync\(\)](#) все диски и, наконец, в некоторых случаях перезагрузиться. Пока интерфейсы дисков и файловых систем ядра не повреждены, это может быть хорошим способом для почти чистого завершения работы.

```
reset
```

Это последний способ избежать катастрофы, и он почти такой же, как нажатие на Большую Красную Кнопку.

Если вам нужна краткая сводка команд, просто введите:

```
help
```

Настоятельно рекомендуется иметь распечатанную копию страницы руководства [ddb\(4\)](#) для сеанса отладки. Помните, что читать онлайн-руководство во время пошагового выполнения ядра сложно.

10.4. Онлайн-отладка ядра с использованием удаленного GDB

Ядро FreeBSD предоставляет второй бэкэнд KDB для отладки в реальном времени: [gdb\(4\)](#). Эта возможность поддерживается с FreeBSD 2.2 и является действительно очень удобной.

GDB давно поддерживает удалённую отладку. Это осуществляется с помощью очень простого протокола через последовательное соединение. В отличие от других методов отладки, описанных выше, для этого потребуются две машины. Одна — это хост, предоставляющий среду отладки, включая все исходные тексты и копию бинарного файла

ядра со всеми символами. Другая — целевая машина, на которой запущена копия того же самого ядра (возможно, без отладочной информации).

Чтобы использовать удалённый GDB, убедитесь, что следующие параметры присутствуют в конфигурации вашего ядра:

```
makeoptions    DEBUG=-g
options        KDB
options        GDB
```

Обратите внимание, что опция **GDB** отключена по умолчанию в ядрах **GENERIC** для веток **-STABLE** и **-RELEASE**, но включена в **-CURRENT**.

После сборки скопируйте ядро на целевую машину и загрузите его. Подключите последовательный порт целевой машины, у которого на устройстве **uart** установлены флаги "080", к любому последовательному порту отладочной машины. Подробности о настройке флагов на устройстве **uart** смотрите в [uart\(4\)](#).

Целевая машина должна быть переведена в режим отладчика GDB, либо из-за паники, либо путем преднамеренного перехода в отладчик. Перед этим выберите бэкэнд отладчика GDB:

```
# sysctl debug.kdb.current=gdb
debug.kdb.current: ddb -> gdb
```



Поддерживаемые бэкэнды можно вывести с помощью `sysctl debug.kdb.available`. Если конфигурация ядра включает **options DDB**, то **ddb(4)** будет выбран по умолчанию. Если **gdb** не отображается в списке доступных бэкэндов, значит, последовательный порт отладки может быть настроен неправильно.

Затем принудительно войдите в отладчик:

```
# sysctl debug.kdb.enter=1
debug.kdb.enter: 0KDB: enter: sysctl debug.kdb.enter
```

Целевая машина теперь ожидает подключения от удалённого клиента GDB. На машине для отладки перейдите в каталог сборки целевого ядра и запустите **gdb**:

```
# cd /usr/obj/usr/src/amd64.amd64/sys/GENERIC/
# kgdb kernel
GNU gdb (GDB) 10.2 [GDB v10.2 for FreeBSD]
Copyright (C) 2021 Free Software Foundation, Inc.
...
Reading symbols from kernel...
Reading symbols from /usr/obj/usr/src/amd64.amd64/sys/GENERIC/kernel.debug...
```

```
(kgdb)
```

Инициализируйте сеанс удаленной отладки (предполагая, что используется первый последовательный порт) с помощью:

```
(kgdb) target remote /dev/cuau0
```

Ваш хостинг GDB теперь получит контроль над целевым ядром:

```
Remote debugging using /dev/cuau0
kdb_enter (why=<optimized out>, msg=<optimized out>) at
/usr/src/sys/kern/subr_kdb.c:506
506                                kdb_why = KDB_WHY_UNSET;
(kgdb)
```



В зависимости от используемого компилятора, некоторые локальные переменные могут отображаться как `<optimized out>`, что не позволяет их напрямую исследовать с помощью `gdb`. Если это вызывает проблемы при отладке, можно собрать ядро с пониженным уровнем оптимизации, что может улучшить видимость некоторых переменных. Это можно сделать, передав `COPTFLAGS=-O1` в `make(1)`. Однако определённые классы ошибок в ядре могут проявляться иначе (или вообще не проявляться) при изменении уровня оптимизации.

Вы можете использовать этот сеанс почти как любой другой сеанс GDB, включая полный доступ к исходному коду, запуск в режиме `gud` (Grand Unified Debugger) внутри окна Emacs (что дает автоматическое отображение исходного кода в другом окне Emacs) и т.д.

10.5. Отладка драйвера консоли

Поскольку для работы DDB требуется драйвер консоли, ситуация усложняется, если сам драйвер консоли неисправен. Возможно, вы вспомните о возможности использования последовательной консоли (либо с модифицированными загрузочными блоками, либо указав `-h` в строке `Boot:`), подключив стандартный терминал к первому последовательному порту. DDB работает с любым настроенным драйвером консоли, включая последовательную консоль.

10.6. Отладка взаимоблокировок

Вы можете столкнуться с так называемыми взаимоблокировками — ситуацией, когда система перестает выполнять полезную работу. Чтобы предоставить полезный отчет об ошибке в такой ситуации, используйте `ddb(4)`, как описано в предыдущем разделе. Включите в отчет вывод команд `ps` и `trace` для подозрительных процессов.

Если возможно, рассмотрите проведение дополнительного исследования. Приведенный

ниже рецепт особенно полезен, если вы подозреваете, что взаимная блокировка происходит на уровне VFS. Добавьте следующие параметры в файл конфигурации ядра.

```
makeoptions      DEBUG=-g
options          INVARIANTS
options          INVARIANT_SUPPORT
options          WITNESS
options          WITNESS_SKIPSPIN
options          DEBUG_LOCKS
options          DEBUG_VFS_LOCKS
options          DIAGNOSTIC
```

При возникновении взаимоблокировки, помимо вывода команды `ps`, предоставьте информацию из `show pcpu`, `show allpcpu`, `show locks`, `show alllocks`, `show lockedvnods` и `alltrace`.

Для получения осмысленных трассировок стека для потоковых процессов используйте `thread thread-id` для переключения на стек потока и выполните трассировку с помощью `where`.

10.7. Отладка ядра с помощью Dcons

`dcons(4)` — это очень простой драйвер консоли, который не связан напрямую с какими-либо физическими устройствами. Он просто читает и записывает символы из буфера в ядре или загрузчике и обратно. Благодаря своей простоте он очень полезен для отладки ядра, особенно с устройством FireWire®. В настоящее время FreeBSD предоставляет два способа взаимодействия с буфером извне ядра с помощью `dconschat(8)`.

10.7.1. Dcons через FireWire®

Большинство контроллеров FireWire® (IEEE1394) основаны на спецификации OHCI, которая поддерживает физический доступ к памяти хоста. Это означает, что после инициализации контроллера хоста мы можем получить доступ к памяти хоста без помощи программного обеспечения (ядра). Мы можем использовать эту возможность для взаимодействия с `dcons(4)`. `dcons(4)` предоставляет функциональность, аналогичную последовательной консоли. Он эмулирует два последовательных порта: один для консоли и DDB, другой для GDB. Поскольку удалённый доступ к памяти полностью обрабатывается аппаратным обеспечением, буфер `dcons(4)` остаётся доступным даже при крахе системы.

Устройства FireWire® не только встраиваются в материнские платы. Для настольных компьютеров существуют PCI-карты, а для ноутбуков можно приобрести интерфейс CardBus.

10.7.1.1. Включение поддержки FireWire® и Dcons на целевой машине

Чтобы включить поддержку FireWire® и Dcons в ядре *целевой машины*:

- Убедитесь, что ваше ядро поддерживает `dcons`, `dcons_crom` и `firewire`. `Dcons` должен быть статически связан с ядром. Для `dcons_crom` и `firewire` модули должны подойти.

- Убедитесь, что физический DMA включен. Возможно, потребуется добавить `hw.firewire.phydma_enable=1` в `/boot/loader.conf`.
- Добавьте параметры для отладки.
- Добавьте `dcons_gdb=1` в `/boot/loader.conf`, если вы используете GDB через FireWire®.
- Включите `dcons` в `/etc/ttys`.
- Это необязательно: чтобы принудительно сделать `dcons` высокоуровневой консолью, добавьте `hw.firewire.dcons_crom.force_console=1` в `loader.conf`.

Чтобы включить поддержку FireWire® и Dcons в `loader(8)` на i386 или amd64:

Добавьте `LOADER_FIREWIRE_SUPPORT=YES` в `/etc/make.conf` и пересоберите `loader(8)`:

```
# cd /sys/boot/i386 && make clean && make && make install
```

Чтобы включить `dcons(4)` в качестве активной низкоуровневой консоли, добавьте `boot_multicons="YES"` в `/boot/loader.conf`.

Вот несколько примеров конфигурации. Образец файла конфигурации ядра может содержать:

```
device dcons
device dcons_crom
options KDB
options DDB
options GDB
options ALT_BREAK_TO_DEBUGGER
```

И образец `/boot/loader.conf` может содержать:

```
dcons_crom_load="YES"
dcons_gdb=1
boot_multicons="YES"
hw.firewire.phydma_enable=1
hw.firewire.dcons_crom.force_console=1
```

10.7.1.2. Включение поддержки FireWire® и Dcons на главной машине

Чтобы включить поддержку FireWire® в ядре на *основной машине*:

```
# kldload firewire
```

Определите EUI64 (уникальный 64-битный идентификатор) контроллера FireWire® и используйте `fwcontrol(8)` или `dmesg`, чтобы найти EUI64 целевой машины.

Запустите `dconschat(8)`, с:

```
# dconschat -e \# -br -G 12345 -t 00-11-22-33-44-55-66-77
```

Следующие комбинации клавиш могут быть использованы после запуска `dconschat(8)`:

 + 	Отсоединиться
	ALT BREAK
	ПЕРЕЗАГРУЗИТЬ (RESET) целевую машину
	Приостановить dconschat

Присоедините удаленный GDB, запустив `kgdb(1)` с сеансом удаленной отладки:

```
kgdb -r :12345 kernel
```

10.7.1.3. Некоторые общие рекомендации

Вот несколько общих советов:

Чтобы в полной мере использовать скорость FireWire®, отключите другие медленные драйверы консоли:

```
# conscontrol delete ttyd0      # serial console
# conscontrol delete consolectl # video/keyboard
```

Существует режим GDB для `emacs(1)`; вот что нужно добавить в ваш `.emacs`:

```
(setq gud-gdba-command-name "kgdb -a -a -a -r :12345")
(setq gdb-many-windows t)
(xterm-mouse-mode 1)
M-x gdba
```

10.7.2. Dcons с KVM

Мы можем напрямую читать буфер `dcons(4)` через `/dev/mem` для работающих систем и в дампе памяти для систем после аварии. Это даёт аналогичный вывод команде `dmesg -a`, но буфер `dcons(4)` содержит больше информации.

10.7.2.1. Использование Dcons с KVM

Для использования `dcons(4)` с KVM:

Дамп буфера `dcons(4)` работающей системы:

```
# dconschat -1
```

Дамп буфера [dcons\(4\)](#) аварийного дампа:

```
# dconschat -1 -M vmcore.XX
```

Отладка ядра в реальном времени может быть выполнена через:

```
# fwcontrol -m target_eui64  
# kgdb kernel /dev/fwmem0.2
```

10.8. Глоссарий параметров ядра для отладки

В этом разделе представлен краткий глоссарий параметров ядра, указываемых при компиляции и относящихся к отладке:

- **options KDB**: включает фреймворк отладки ядра. Необходим для **options DDB** и **options GDB**. Практически не влияет на производительность. По умолчанию отладчик будет запущен при панике вместо автоматической перезагрузки.
- **options KDB_UNATTENDED**: изменяет значение по умолчанию системной настройки **debug.debugger_on_panic** на 0, что управляет входом в отладчик при панике. Если **options KDB** не вкомпилировано в ядро, поведение по умолчанию — автоматическая перезагрузка при панике; если оно вкомпилировано в ядро, поведение по умолчанию — переход в отладчик, если не вкомпилирована опция **options KDB_UNATTENDED**. Если вы хотите оставить отладчик ядра вкомпилированным в ядро, но желаете, чтобы система перезагружалась, пока вы не готовы использовать отладчик для диагностики, используйте эту опцию.
- **options KDB_TRACE**: изменяет значение по умолчанию системной настройки **debug.trace_on_panic** на 1, что управляет автоматическим выводом трассировки стека при панике. Особенно полезно при использовании с **options KDB_UNATTENDED**, так как позволяет собрать базовую отладочную информацию на последовательной консоли или консоли FireWire, продолжая перезагрузку для восстановления.
- **options DDB**: включает поддержку консольного отладчика DDB. Этот интерактивный отладчик работает на активной низкоуровневой консоли системы, включая видеоконсоль, последовательную консоль или консоль FireWire. Он предоставляет базовые встроенные средства отладки, такие как трассировка стека, список процессов и потоков, вывод состояния блокировок, состояния виртуальной памяти, состояния файловой системы и управления ядром памяти. DDB не требует работы программного обеспечения на второй машине или возможности создания дампа памяти или полных символов отладки ядра, а также предоставляет детальную диагностику ядра во время выполнения. Многие ошибки могут быть полностью диагностированы с использованием только вывода DDB. Эта опция зависит от **options KDB**.
- **options GDB**: включает поддержку удалённого отладчика GDB, который может работать

через последовательный кабель или FireWire. При входе в отладчик можно подключить GDB для проверки содержимого структур, генерации трассировки стека и т.д. Некоторые состояния ядра сложнее исследовать, чем в DDB, который способен автоматически создавать полезные сводки состояния ядра, например, автоматически обходить структуры отладки блокировок или управления памятью ядра, но для этого требуется вторая машина с запущенным отладчиком. С другой стороны, GDB объединяет информацию из исходного кода ядра и полных отладочных символов, знает полные определения структур данных, локальные переменные и поддерживает написание скриптов. Эта опция не требуется для запуска GDB на дампе памяти ядра. Данная опция зависит от `options KDB`.

- `options BREAK_TO_DEBUGGER`, `options ALT_BREAK_TO_DEBUGGER`: позволяют сигналу прерывания или альтернативному сигналу на консоли войти в отладчик. Если система зависает без паники, это полезный способ попасть в отладчик. Из-за текущей блокировки ядра сигнал прерывания, сгенерированный на последовательной консоли, значительно надежнее для входа в отладчик и обычно рекомендуется. Данная опция оказывает незначительное или нулевое влияние на производительность.
- `options INVARIANTS`: включает в ядро большое количество проверок и тестов во время выполнения, которые постоянно проверяют целостность структур данных ядра и инварианты алгоритмов ядра. Эти тесты могут быть затратными, поэтому по умолчанию не включены, но они помогают обеспечить полезное поведение "fail stop", при котором определённые классы нежелательного поведения попадают в отладчик до возникновения повреждения данных ядра, что упрощает их отладку. Тесты включают в себя очистку памяти и проверку использования после освобождения, что является одним из наиболее значимых источников накладных расходов. Эта опция зависит от `options INVARIANT_SUPPORT`.
- `options INVARIANT_SUPPORT`: многие тесты, присутствующие в `options INVARIANTS`, требуют модифицированных структур данных или определения дополнительных символов ядра.
- `options WITNESS`: эта опция включает отслеживание и проверку порядка блокировок во время выполнения, что является неоценимым инструментом для диагностики взаимоблокировок. WITNESS поддерживает граф полученных порядков блокировок по типам блокировок и проверяет граф на каждом получении на наличие циклов (явных или неявных). Если цикл обнаружен, на консоль выводится предупреждение и трассировка стека, указывающие на возможное возникновение взаимоблокировки. WITNESS необходим для использования команд DDB `show locks`, `show witness` и `show alllocks`. Эта отладочная опция создает значительную нагрузку на производительность, которую можно несколько уменьшить с помощью `options WITNESS_SKIPSPIN`. Подробная документация доступна в [witness\(4\)](#).
- `options WITNESS_SKIPSPIN`: отключает проверку порядка блокировки spinlock во время выполнения с WITNESS. Поскольку spin-блокировки чаще всего захватываются в планировщике, а события планировщика происходят часто, эта опция может значительно ускорить системы, работающие с WITNESS. Эта опция зависит от `options WITNESS`.
- `options WITNESS_KDB`: изменяет значение по умолчанию системной настройки `debug.witness.kdb` на 1, что приводит к входу в отладчик при обнаружении нарушения порядка блокировок вместо простого вывода предупреждения. Эта опция зависит от

`options WITNESS.`

- `options SOCKBUF_DEBUG`: выполнять расширенную проверку согласованности сокетных буферов во время выполнения, что может быть полезно для отладки как ошибок в сокетах, так и состояний гонки в протоколах и драйверах устройств, взаимодействующих с сокетами. Данная опция значительно влияет на производительность сети и может изменить временные параметры в состояниях гонки драйверов устройств.
- `options DEBUG_VFS_LOCKS`: отслеживает точки получения блокировок для lockmgr/vnode, расширяя объем информации, отображаемой командой `show lockedvnods` в DDB. Данная опция оказывает заметное влияние на производительность.
- `options DEBUG_MEMGUARD`: замена для `malloc(9)`, аллокатор памяти ядра, который использует систему VM для обнаружения чтения или записи в освобождённую память. Подробности можно найти в `memguard(9)`. Данная опция значительно влияет на производительность, но может быть очень полезна при отладке ошибок повреждения памяти ядра.
- `options DIAGNOSTIC`: включает дополнительные, более затратные диагностические тесты, аналогичные `options INVARIANTS`.
- `options KASAN`: включает отладчик адресов ядра (Kernel Address Sanitizer). Это включает инструментирование компилятора, которое может использоваться для обнаружения недопустимых обращений к памяти в ядре, таких как использование после освобождения и переполнение буфера. В значительной степени заменяет `options DEBUG_MEMGUARD`. Подробности и список поддерживаемых платформ см. в `kasan(9)`.
- `options KMSAN`: включить отладчик использования памяти ядра (Kernel Memory Sanitizer). Это включает инструментирование компилятора, которое может использоваться для обнаружения использования неинициализированной памяти. Подробности и список поддерживаемых платформ см. в `kmsan(9)`.

Часть IV: Архитектуры

Глава 11. Программирование на ассемблере x86

Эта глава была написана G. Adam Stanislav <adam@redprince.net>.

11.1. Обзор

Программирование на ассемблере в UNIX® крайне плохо документировано. Обычно предполагается, что никто не захочет его использовать, поскольку различные системы UNIX® работают на разных микропроцессорах, и поэтому всё должно быть написано на C для обеспечения переносимости.

В действительности переносимость программ на C — это скорее миф. Даже программы на C требуют изменений при переносе с одной UNIX®-системы на другую, независимо от процессора, на котором они работают. Обычно такая программа содержит множество условных операторов, зависящих от системы, для которой она компилируется.

Даже если мы считаем, что всё программное обеспечение UNIX® должно быть написано на C или другом языке высокого уровня, нам всё равно нужны программисты на ассемблере: кто же ещё напишет часть библиотеки C, которая обращается к ядру?

В этой главе я попытаюсь показать вам, как можно использовать язык ассемблера для написания программ под UNIX®, в частности под FreeBSD.

В этой главе не объясняются основы языка ассемблера. Существует достаточно ресурсов на эту тему (например, полный онлайн-курс по языку ассемблера можно найти в [Искусстве языка ассемблера](#) Рэндалла Хайда; если вы предпочитаете печатные книги, обратите внимание на «Язык ассемблера шаг за шагом» Джеффа Дантемана (ISBN: 0471375233)). Однако после прочтения этой главы любой программист на языке ассемблера сможет писать программы для FreeBSD быстро и эффективно.

Copyright © 2000-2001 G. Adam Stanislav. All rights reserved.

11.2. Инструменты

11.2.1. Ассемблер

Важнейшим инструментом для программирования на языке ассемблера является ассемблер — программа, преобразующая код на языке ассемблера в машинный код.

Три очень разных ассемблера доступны для FreeBSD. И [llvm-as\(1\)](#) (включён в [devel/llvm](#)), и [as\(1\)](#) (включён в [devel/binutils](#)) используют традиционный синтаксис ассемблера UNIX®.

С другой стороны, [nasm\(1\)](#) (устанавливаемый через [devel/nasm](#)) использует синтаксис Intel. Его основное преимущество в том, что он может ассемблировать код для многих операционных систем.

В этой главе используется синтаксис `nasm`, потому что большинство программистов на ассемблере, приходящих в FreeBSD из других операционных систем, найдут его более понятным. Кроме того, если честно, это то, к чему я привык.

11.2.2. Компоновщик

Результат работы ассемблера, как и любого компилятора, необходимо связать, чтобы получить исполняемый файл.

Стандартный компоновщик `ld(1)` поставляется с FreeBSD. Он работает с кодом, собранным любым из ассемблеров.

11.3. Системные вызовы

11.3.1. Стандартное соглашение о вызовах

По умолчанию ядро FreeBSD использует соглашение о вызовах C. Кроме того, хотя доступ к ядру осуществляется с помощью `int 80h`, предполагается, что программа вызовет функцию, которая выполняет `int 80h`, а не будет выполнять `int 80h` напрямую.

Эта традиция очень удобна и значительно превосходит соглашение Microsoft®, используемое в MS-DOS®. Почему? Потому что соглашение UNIX® позволяет любой программе, написанной на любом языке, обращаться к ядру.

Программа на ассемблере также может это сделать. Например, мы могли бы открыть файл:

```
kernel:
    int 80h ; Call kernel
    ret

open:
    push    dword mode
    push    dword flags
    push    dword path
    mov     eax, 5
    call    kernel
    add     esp, byte 12
    ret
```

Это очень понятный и переносимый способ написания кода. Если вам нужно перенести код на UNIX®-систему, которая использует другое прерывание или другой способ передачи параметров, все, что вам нужно изменить, это процедуру `kernel`.

Но программисты на ассемблере любят экономить такты. Приведённый выше пример требует комбинации `call/ret`. Мы можем исключить её, сделав `push` дополнительного двойного слова:

```
open:
```

```
push    dword mode
push    dword flags
push    dword path
mov     eax, 5
push    eax      ; Or any other dword
int     80h
add     esp, byte 16
```

Помещённое в **EAX** значение **5** идентифицирует функцию ядра, в данном случае **open**.

11.3.2. Альтернативное соглашение о вызовах

FreeBSD — это чрезвычайно гибкая система. Она предлагает другие способы вызова ядра. Однако для работы необходимо, чтобы в системе была установлена эмуляция Linux.

Linux — это система, подобная UNIX®. Однако ее ядро использует то же соглашение о системных вызовах для передачи параметров в регистрах, что и MS-DOS®. Как и в соглашении UNIX®, номер функции помещается в **EAX**. Однако параметры передаются не в стеке, а в регистрах **EBX**, **ECX**, **EDX**, **ESI**, **EDI**, **EBP**:

```
open:
    mov     eax, 5
    mov     ebx, path
    mov     ecx, flags
    mov     edx, mode
    int     80h
```

Этот подход имеет значительный недостаток по сравнению с UNIX®, по крайней мере, в контексте программирования на ассемблере: каждый раз при вызове ядра необходимо сохранять регистры с помощью **push**, а затем восстанавливать их с помощью **pop**. Это делает ваш код более громоздким и медленным. Тем не менее, FreeBSD предоставляет вам выбор.

Если вы решите использовать соглашение Linux, вы должны сообщить об этом системе. После того как ваша программа будет ассемблирована и слинкована, вам нужно пометить исполняемый файл:

```
% brandelf -t Linux filename
```

11.3.3. Какое соглашение следует использовать?

Если вы разрабатываете код специально для FreeBSD, всегда следует использовать соглашение UNIX®: это быстрее, вы можете хранить глобальные переменные в регистрах, вам не нужно маркировать исполняемый файл, и вы не требуете установки пакета эмуляции Linux на целевой системе.

Хотя вы можете хотеть создать переносимый код, который также работает на Linux, вам, вероятно, по-прежнему будет нужен максимально эффективный код для пользователей

FreeBSD. Я покажу вам, как этого добиться, после того как объясню основы.

11.3.4. Номера вызовов

Чтобы сообщить ядру, какую системную службу вы вызываете, поместите её номер в **EAX**. Разумеется, вам необходимо знать, что это за номер.

11.3.4.1. Файл syscalls

Номера перечислены в syscalls. Команда **locate syscalls** находит этот файл в нескольких различных форматах, все они создаются автоматически из syscalls.master.

Основной файл для стандартного соглашения о вызовах UNIX® можно найти в /usr/src/sys/kern/syscalls.master. Если вам необходимо использовать другое соглашение, реализованное в режиме эмуляции Linux, обратитесь к /usr/src/sys/i386/linux/syscalls.master.



Не только FreeBSD и Linux используют разные соглашения о вызовах, но иногда они используют разные номера для одних и тех же функций.

syscalls.master описывает, как должен быть выполнен вызов:

```
0  STD NOHIDE { int nosys(void); } syscall nosys_args int
1  STD NOHIDE { void exit(int rval); } exit rexit_args void
2  STD POSIX  { int fork(void); }
3  STD POSIX  { ssize_t read(int fd, void *buf, size_t nbyte); }
4  STD POSIX  { ssize_t write(int fd, const void *buf, size_t nbyte); }
5  STD POSIX  { int open(char *path, int flags, int mode); }
6  STD POSIX  { int close(int fd); }
etc...
```

Это крайний левый столбец, который указывает число, которое нужно поместить в **EAX**.

Самый правый столбец указывает, какие параметры нужно **втолкнуть** в стек командой push. Они **вталкиваются** справа налево.

Например, чтобы **открыть** файл, нам сначала нужно сделать **push** для **mode**, затем **flags**, а затем адрес, по которому хранится **path**.

11.4. Возвращаемые значения

От системных вызовов не было бы никакой пользы, если бы они не возвращали какое-либо значение: дескриптор открытого файла, количество байтов, прочитанных в буфер, системное время и т.д.

Кроме того, система должна уведомлять нас, если возникает ошибка: файл не существует, системные ресурсы исчерпаны, передан недопустимый параметр и т. д.

11.4.1. Страницы справочника

Традиционным источником информации о различных системных вызовах в UNIX®-системах являются страницы Справочника. В FreeBSD системные вызовы описаны в разделе 2, иногда в разделе 3.

Например, `open(2)` говорит:

В случае успеха `open()` возвращает неотрицательное целое число, называемое файловым дескриптором. В случае ошибки возвращается `-1`, а переменной `errno` присваивается код ошибки.

Программист на ассемблере, впервые столкнувшийся с UNIX® и FreeBSD, сразу же задастся вопросом: где находится `errno` и как к ней обратиться?



Информация, представленная в руководствах, применима к программам на языке C. Программистам на языке ассемблера требуется дополнительная информация.

11.4.2. Где возвращаемые значения?

К сожалению, это зависит от ситуации... Для большинства системных вызовов возвращаемое значение находится в `EAX`, но не для всех. Хорошее правило при первой работе с системным вызовом — искать возвращаемое значение в `EAX`. Если его там нет, потребуется дополнительное исследование.



Я знаю о одном системном вызове, который возвращает значение в `EDX`: `SYS_fork`. Все остальные, с которыми я работал, используют `EAX`. Но я еще не работал со всеми из них.



Если вы не можете найти ответ здесь или где-либо ещё, изучите исходный код `libc` и посмотрите, как он взаимодействует с ядром.

11.4.3. Где находится `errno`?

Фактически, нигде...

`errno` является частью языка C, а не ядра UNIX®. При прямом доступе к сервисам ядра код ошибки возвращается в регистре `EAX` — том же регистре, в котором обычно оказывается корректное возвращаемое значение.

Это совершенно логично. Если нет ошибки, то нет и кода ошибки. Если есть ошибка, то нет возвращаемого значения. Один регистр может содержать либо то, либо другое.

11.4.4. Определение возникновения ошибки

При использовании стандартного соглашения о вызовах FreeBSD флаг `carry flag` сбрасывается при успехе и устанавливается при неудаче.

При использовании режима эмуляции Linux знаковое значение в **EAX** неотрицательно в случае успеха и содержит возвращаемое значение. В случае ошибки значение отрицательное, т.е. **-errno**.

11.5. Создание переносимого кода

Портативность обычно не является сильной стороной языка ассемблера. Тем не менее, написание программ на ассемблере для разных платформ возможно, особенно с использованием `asm`. Я создавал библиотеки на ассемблере, которые можно было собрать для таких разных операционных систем, как Windows® и FreeBSD.

Это становится еще более возможным, когда вы хотите, чтобы ваш код работал на двух платформах, которые, хотя и различны, основаны на схожих архитектурах.

Например, FreeBSD — это UNIX®, а Linux — UNIX®-подобная система. Я упомянул лишь три различия между ними (с точки зрения программиста на ассемблере): соглашение о вызовах, номера функций и способ возврата значений.

11.5.1. Работа с номерами функций

Во многих случаях номера функций совпадают. Однако, даже если это не так, проблему легко решить: вместо использования чисел в коде применяйте константы, объявленные по-разному в зависимости от целевой архитектуры:

```
%ifdef LINUX
#define SYS_execve 11
%else
#define SYS_execve 59
%endif
```

11.5.2. Работа с соглашениями

Оба, соглашение о вызовах и возвращаемое значение (проблема **errno**) могут быть решены с помощью макросов:

```
%ifdef LINUX

%macro system 0
    call    kernel
%endmacro

align 4
kernel:
    push    ebx
    push    ecx
    push    edx
    push    esi
    push    edi
```

```

push    ebp

mov ebx, [esp+32]
mov ecx, [esp+36]
mov edx, [esp+40]
mov esi, [esp+44]
mov ebp, [esp+48]
int 80h

pop ebp
pop edi
pop esi
pop edx
pop ecx
pop ebx

or  eax, eax
js  .errno
clc
ret

.errno:
neg eax
stc
ret

%else

%macro system 0
    int 80h
%endmacro

%endif

```

11.5.3. Устранение прочих проблем с переносимостью

Приведённые выше решения могут помочь в большинстве случаев написания кода, переносимого между FreeBSD и Linux. Тем не менее, с некоторыми сервисами ядра различия более глубокие.

В таком случае необходимо написать два разных обработчика для этих конкретных системных вызовов и использовать условную компиляцию. К счастью, большая часть вашего кода выполняет действия, отличные от вызовов ядра, поэтому обычно потребуется лишь несколько таких условных секций в коде.

11.5.4. Использование библиотеки

Вы можете полностью избежать проблем с переносимостью в основном коде, написав библиотеку системных вызовов. Создайте отдельную библиотеку для FreeBSD, другую для Linux и ещё другие библиотеки для дополнительных операционных систем.

В вашей библиотеке напишите отдельную функцию (или процедуру, если вы предпочитаете традиционную терминологию ассемблера) для каждого системного вызова. Используйте соглашение о вызовах C для передачи параметров. Однако по-прежнему передавайте номер вызова через **EAX**. В таком случае ваша библиотека FreeBSD может быть очень простой, так как множество внешне различных функций могут быть просто метками одного и того же кода:

```
sys.open:
sys.close:
[etc...]
    int 80h
    ret
```

Ваша библиотека Linux потребует больше различных функций. Но даже здесь вы можете группировать системные вызовы, используя одинаковое количество параметров:

```
sys.exit:
sys.close:
[etc... one-parameter functions]
    push    ebx
    mov ebx, [esp+12]
    int 80h
    pop ebx
    jmp sys.return

...

sys.return:
    or  eax, eax
    js  sys.err
    cld
    ret

sys.err:
    neg eax
    stc
    ret
```

Подход с использованием библиотек может показаться неудобным на первый взгляд, так как требует создания отдельного файла, от которого зависит ваш код. Однако у него есть множество преимуществ: во-первых, вам нужно написать его лишь один раз, и затем вы можете использовать его во всех своих программах. Вы даже можете позволить другим программистам на ассемблере использовать его или, возможно, воспользоваться библиотекой, написанной кем-то другим. Но, пожалуй, самое большое преимущество библиотеки заключается в том, что ваш код может быть перенесён на другие системы, даже другими программистами, просто путём написания новой библиотеки без каких-либо изменений в вашем коде.

Если вам не нравится идея использования библиотеки, вы можете хотя бы разместить все системные вызовы в отдельном файле на ассемблере и скомпоновать его с основной программой. Здесь, опять же, все, что нужно сделать переносчикам, — это создать новый объектный файл для компоновки с основной программой.

11.5.5. Использование включаемого файла

Если вы выпускаете своё программное обеспечение в виде исходного кода (или вместе с ним), вы можете использовать макросы и размещать их в отдельном файле, который включается в ваш код.

Портеры вашего программного обеспечения просто напишут новый include-файл. Никакая библиотека или внешний объектный файл не требуются, и ваш код остается переносимым без необходимости редактирования.



Это подход, который мы будем использовать на протяжении всей главы. Мы назовем наш включаемый файл `system.inc` и будем добавлять в него новые системные вызовы по мере их рассмотрения.

Мы можем начать наш `system.inc` с объявления стандартных файловых дескрипторов:

```
%define stdin    0
%define stdout   1
%define stderr   2
```

Далее мы создаем символическое имя для каждого системного вызова:

```
%define SYS_nosys  0
%define SYS_exit   1
%define SYS_fork   2
%define SYS_read   3
%define SYS_write  4
; [etc...]
```

Добавляем короткую, неглобальную процедуру с длинным именем, чтобы случайно не использовать это имя в нашем коде:

```
section .text
align 4
access.the.bsd.kernel:
    int 80h
    ret
```

Мы создаем макрос, который принимает один аргумент — номер системного вызова:

```
%macro system 1
```

```

    mov eax, %1
    call    access.the.bsd.kernel
%endmacro

```

Наконец, мы создаем макросы для каждого системного вызова. Эти макросы не принимают аргументов.

```

%macro sys.exit    0
    system SYS_exit
%endmacro

%macro sys.fork    0
    system SYS_fork
%endmacro

%macro sys.read    0
    system SYS_read
%endmacro

%macro sys.write   0
    system SYS_write
%endmacro

; [etc...]

```

Продолжайте, введите это в ваш редактор и сохраните как `system.inc`. Мы добавим больше по мере обсуждения дополнительных системных вызовов.

11.6. Наша первая программа

Мы готовы к нашей первой обязательной программе — Hello, World!

```

%include    'system.inc'

section .data
hello      db 'Hello, World!', 0Ah
hbytes     equ $-hello

section .text
global _start
_start:
    push    dword hbytes
    push    dword hello
    push    dword stdout
    sys.write

    push    dword 0

```

Вот что он делает: Строка 1 включает определения, макросы и код из файла `system.inc`.

Строки 3-5 содержат данные: строка 3 начинает раздел/сегмент данных. Строка 4 содержит строку "Hello, World!", за которой следует новая строка (`0Ah`). Строка 5 создает константу, содержащую длину строки из строки 4 в байтах.

Строки 7-16 содержат код. Обратите внимание, что FreeBSD использует формат файлов *elf* для исполняемых файлов, который требует, чтобы каждая программа запускается с адреса, помеченного как `_start` (или, точнее, компоновщик ожидает этого). Эта метка должна быть глобальной.

Строки 10-13 указывают системе записать `hbytes` байтов строки `hello` в `stdout`.

Строки 15-16 указывают системе завершить программу с возвращаемым значением `0`. Системный вызов `SYS_exit` никогда не возвращает управление, поэтому код завершается в этой точке.



Если вы перешли на UNIX® с опытом программирования на ассемблере для MS-DOS®, вы, возможно, привыкли писать напрямую в видеопамять. В FreeBSD или любой другой разновидности UNIX® вам не придется об этом беспокоиться. С вашей точки зрения, вы записываете данные в файл под названием `stdout`. Это может быть экран, терминал `telnet`, обычный файл или даже входные данные другой программы. Определять, что именно это будет, — задача системы.

11.6.1. Ассемблирование кода

Наберите код в редакторе и сохраните его в файле с именем `hello.asm`. Для сборки вам понадобится `nasm`.

11.6.1.1. Установка `nasm`

Если у вас нет `nasm`, введите:

```
% su
Password:your root password
# cd /usr/ports/devel/nasm
# make install
# exit
%
```

Вы можете ввести `make install clean` вместо просто `make install`, если не хотите сохранять исходный код `nasm`.

В любом случае FreeBSD автоматически загрузит `nasm` из интернета, скомпилирует его и установит в вашу систему.



Если ваша система не FreeBSD, вам нужно получить nasm с его [домашней страницы](#). Вы по-прежнему можете использовать его для ассемблирования кода FreeBSD.

Теперь вы можете собрать, скомпоновать и запустить код:

```
% nasm -f elf hello.asm
% ld -s -o hello hello.o
% ./hello
Hello, World!
%
```

11.7. Написание фильтров UNIX®

Распространённым типом приложений в UNIX® являются фильтры — программы, которые читают данные из stdin, обрабатывают их определённым образом, а затем записывают результат в stdout.

В этой главе мы разработаем простой фильтр и научимся читать из stdin и писать в stdout. Этот фильтр будет преобразовывать каждый байт входных данных в шестнадцатеричное число, за которым следует пробел.

```
%include    'system.inc'

section .data
hex db '0123456789ABCDEF'
buffer db 0, 0, ' '

section .text
global _start
_start:
    ; read a byte from stdin
    push    dword 1
    push    dword buffer
    push    dword stdin
    sys.read
    add esp, byte 12
    or     eax, eax
    je     .done

    ; convert it to hex
    movzx   eax, byte [buffer]
    mov     edx, eax
    shr     dl, 4
    mov     dl, [hex+edx]
    mov     [buffer], dl
    and     al, 0Fh
    mov     al, [hex+eax]
```

```

    mov [buffer+1], al

; print it
push    dword 3
push    dword buffer
push    dword stdout
sys.write
add esp, byte 12
jmp short _start

.done:
push    dword 0
sys.exit

```

В разделе данных мы создаем массив с именем `hex`. Он содержит 16 шестнадцатеричных цифр в порядке возрастания. За массивом следует буфер, который мы будем использовать как для ввода, так и для вывода. Первые два байта буфера изначально установлены в `0`. Именно сюда мы будем записывать две шестнадцатеричные цифры (первый байт также является местом, откуда мы будем считывать ввод). Третий байт — это пробел.

Фрагмент кода состоит из четырех частей: чтение байта, преобразование его в шестнадцатеричное число, запись результата и завершение программы.

Для чтения байта мы просим систему прочесть один байт из `stdin` и сохранить его в первом байте `buffer`. Система возвращает количество прочитанных байтов в `EAX`. Это значение будет `1`, пока поступают данные, или `0`, если больше нет доступных входных данных. Поэтому мы проверяем значение `EAX`. Если оно равно `0`, мы переходим к метке `.done`, в противном случае продолжаем выполнение.



Для простоты мы пока игнорируем возможность возникновения ошибки.

Шестнадцатеричное преобразование считывает байт из `buffer` в `EAX`, а точнее только в `AL`, обнуляя остальные биты `EAX`. Мы также копируем байт в `EDX`, потому что нам нужно преобразовать верхние четыре бита (ниббл) отдельно от нижних четырех битов. Результат сохраняется в первых двух байтах буфера.

Далее мы просим систему записать три байта буфера, то есть две шестнадцатеричные цифры и пробел, в `stdout`. Затем мы возвращаемся к началу программы и обрабатываем следующий байт.

Когда ввод больше не остаётся, мы просим систему завершить нашу программу, возвращая ноль, что традиционно означает успешное выполнение программы.

Продолжайте и сохраните код в файле с именем `hex.asm`, затем введите следующее (символ `^D` означает, что нужно нажать клавишу управления и, удерживая её, ввести `D`):

```

% nasm -f elf hex.asm
% ld -s -o hex hex.o
% ./hex

```


Hello, World!

48 65 6C 6C 6F 2C 20 57 6F 72 6C 64 21 0A Here I come!

48 65 72 65 20 49 20 63 6F 6D 65 21 0A ^D %



Если вы переходите на UNIX® с MS-DOS®, вам может быть интересно, почему каждая строка заканчивается на 0A вместо 0D 0A. Это связано с тем, что UNIX® не использует соглашение cr/lf, а использует соглашение "новая строка", которое в шестнадцатеричном виде представлено как 0A.

Можем ли мы это улучшить? Что ж, во-первых, это немного запутанно, потому что после преобразования строки текста наш ввод больше не начинается с начала строки. Мы можем изменить это, чтобы после каждого 0A выводилась новая строка вместо пробела:

```
%include    'system.inc'

section .data
hex db  '0123456789ABCDEF'
buffer db  0, 0, ' '

section .text
global _start
_start:
    mov cl, ' '

.loop:
    ; read a byte from stdin
    push    dword 1
    push    dword buffer
    push    dword stdin
    sys.read
    add esp, byte 12
    or     eax, eax
    je     .done

    ; convert it to hex
    movzx   eax, byte [buffer]
    mov [buffer+2], cl
    cmp al, 0Ah
    jne .hex
    mov [buffer+2], al

.hex:
    mov edx, eax
    shr dl, 4
    mov dl, [hex+edx]
    mov [buffer], dl
    and al, 0Fh
    mov al, [hex+eax]
    mov [buffer+1], al
```

```

; print it
push    dword 3
push    dword buffer
push    dword stdout
sys.write
add esp, byte 12
jmp short .loop

.done:
push    dword 0
sys.exit

```

Мы сохранили пробел в регистре `CL`. Это безопасно, потому что, в отличие от Microsoft® Windows®, вызовы системы UNIX® не изменяют значение регистров, которые не используются для возврата значения.

Это означает, что нам нужно установить `CL` только один раз. Поэтому мы добавили новую метку `.loop` и переходим к ней для следующего байта вместо перехода к `_start`. Мы также добавили метку `.hex`, чтобы третий байт `buffer` мог быть либо пробелом, либо новой строкой.

После внесения изменений в файл `hex.asm` введите:

```

% nasm -f elf hex.asm
% ld -s -o hex hex.o
% ./hex
Hello, World!
48 65 6C 6C 6F 2C 20 57 6F 72 6C 64 21 0A
Here I come!
48 65 72 65 20 49 20 63 6F 6D 65 21 0A
^D %

```

Выглядит лучше. Но этот код довольно неэффективен! Мы выполняем системный вызов для каждого отдельного байта дважды (один раз для чтения и ещё один для записи вывода).

11.8. Буферизованный ввод и вывод

Мы можем повысить эффективность нашего кода, буферизуя ввод и вывод. Мы создаём входной буфер и читаем сразу целую последовательность байтов. Затем мы извлекаем их по одному из буфера.

Мы также создаем выходной буфер. Мы сохраняем наш вывод в нем, пока он не заполнится. В этот момент мы просим ядро записать содержимое буфера в `stdout`.

Программа завершается, когда больше нет входных данных. Но нам всё ещё нужно попросить ядро записать содержимое нашего выходного буфера в `stdout` в последний раз, иначе часть нашего вывода попадёт в буфер, но так и не будет отправлена. Не забудьте об

этом, иначе будете недоумевать, куда пропала часть вывода.

```
%include    'system.inc'

#define BUFSIZE 2048

section .data
hex db  '0123456789ABCDEF'

section .bss
ibuffer resb    BUFSIZE
obuffer resb    BUFSIZE

section .text
global _start
_start:
    sub eax, eax
    sub ebx, ebx
    sub ecx, ecx
    mov edi, obuffer

.loop:
    ; read a byte from stdin
    call    getchar

    ; convert it to hex
    mov dl, al
    shr al, 4
    mov al, [hex+eax]
    call    putchar

    mov al, dl
    and al, 0Fh
    mov al, [hex+eax]
    call    putchar

    mov al, ' '
    cmp dl, 0Ah
    jne .put
    mov al, dl

.put:
    call    putchar
    jmp short .loop

align 4
getchar:
    or  ebx, ebx
    jne .fetch
```

```

    call    read

.fetch:
    lodsb
    dec ebx
    ret

read:
    push    dword BUFSIZE
    mov esi, ibuffer
    push    esi
    push    dword stdin
    sys.read
    add esp, byte 12
    mov ebx, eax
    or  eax, eax
    je  .done
    sub eax, eax
    ret

align 4
.done:
    call    write    ; flush output buffer
    push    dword 0
    sys.exit

align 4
putchar:
    stosb
    inc ecx
    cmp ecx, BUFSIZE
    je  write
    ret

align 4
write:
    sub edi, ecx    ; start of buffer
    push    ecx
    push    edi
    push    dword stdout
    sys.write
    add esp, byte 12
    sub eax, eax
    sub ecx, ecx    ; buffer is empty now
    ret

```

Теперь у нас есть третий раздел в исходном коде с именем `.bss`. Этот раздел не включается в исполняемый файл и, следовательно, не может быть инициализирован. Мы используем `resb` вместо `db`. Это просто резервирует запрошенный размер неинициализированной памяти для нашего использования.

Мы используем тот факт, что система не изменяет регистры: мы используем регистры для того, что в противном случае пришлось бы хранить в глобальных переменных в секции `.data`. Именно поэтому соглашение UNIX® о передаче параметров системных вызовов через стек превосходит соглашение Microsoft о передаче их в регистрах: мы можем оставить регистры для собственного использования.

Мы используем `EDI` и `ESI` как указатели на следующий байт для чтения или записи. Мы используем `EBX` и `ECX` для отслеживания количества байтов в двух буферах, чтобы знать, когда нужно вывести данные в систему или считать новые данные из системы.

Давайте посмотрим, как это работает сейчас:

```
% nasm -f elf hex.asm
% ld -s -o hex hex.o
% ./hex
Hello, World!
Here I come!
48 65 6C 6C 6F 2C 20 57 6F 72 6C 64 21 0A
48 65 72 65 20 49 20 63 6F 6D 65 21 0A
^D %
```

Не то, что вы ожидали? Программа не выводила результат, пока мы не нажали `^D`. Это легко исправить, добавив три строки кода для вывода результата каждый раз, когда мы преобразуем новую строку в `0A`. Я пометил эти три строки символом `>` (не копируйте `>` в ваш `hex.asm`).

```
%include    'system.inc'

#define BUFSIZE 2048

section .data
hex db '0123456789ABCDEF'

section .bss
ibuffer resb BUFSIZE
obuffer resb BUFSIZE

section .text
global _start
_start:
    sub eax, eax
    sub ebx, ebx
    sub ecx, ecx
    mov edi, obuffer

.loop:
    ; read a byte from stdin
    call getchar
```

```

; convert it to hex
mov dl, al
shr al, 4
mov al, [hex+eax]
call    putchar

mov al, dl
and al, 0Fh
mov al, [hex+eax]
call    putchar

mov al, ' '
cmp dl, 0Ah
jne .put
mov al, dl

.put:
    call    putchar
>    cmp al, 0Ah
>    jne .loop
>    call    write
    jmp short .loop

align 4
getchar:
    or  ebx, ebx
    jne .fetch

    call    read

.fetch:
    lodsb
    dec ebx
    ret

read:
    push    dword BUFSIZE
    mov esi, ibuffer
    push    esi
    push    dword stdin
    sys.read
    add esp, byte 12
    mov ebx, eax
    or  eax, eax
    je  .done
    sub eax, eax
    ret

align 4
.done:
    call    write    ; flush output buffer

```

```

    push    dword 0
    sys.exit

align 4
putchar:
    stosb
    inc ecx
    cmp ecx, BUFSIZE
    je write
    ret

align 4
write:
    sub edi, ecx    ; start of buffer
    push    ecx
    push    edi
    push    dword stdout
    sys.write
    add esp, byte 12
    sub eax, eax
    sub ecx, ecx    ; buffer is empty now
    ret

```

Теперь давайте посмотрим, как это работает:

```

% nasm -f elf hex.asm
% ld -s -o hex hex.o
% ./hex
Hello, World!
48 65 6C 6C 6F 2C 20 57 6F 72 6C 64 21 0A
Here I come!
48 65 72 65 20 49 20 63 6F 6D 65 21 0A
^D %

```

Неплохо для исполняемого файла размером 644 байта, не так ли!



Такой подход к буферизированному вводу/выводу всё ещё содержит скрытую опасность. Я расскажу об этом и исправлю её позже, когда речь пойдёт о [тёмной стороне буферизации](#).

11.8.1. Как отменить чтение символа



Это может быть несколько сложной темой, в основном представляющей интерес для программистов, знакомых с теорией компиляторов. Если хотите, вы можете [перейти к следующему разделу](#), и, возможно, прочитаете это позже.

Хотя наш пример программы не требует этого, более сложные фильтры часто нуждаются в

предварительном просмотре. Другими словами, им может потребоваться узнать, какой следующий символ (или даже несколько символов). Если следующий символ имеет определённое значение, он является частью текущего обрабатываемого токена. В противном случае — нет.

Например, вы можете анализировать входной поток на наличие текстовой строки (например, при реализации компилятора языка): если символ следует за другим символом или, возможно, цифрой, он является частью обрабатываемой лексемы. Если за ним следует пробел или другое значение, то он не является частью текущей лексемы.

Это представляет интересную проблему: как вернуть следующий символ обратно во входной поток, чтобы его можно было прочитать позже?

Одно из возможных решений — сохранить его в символьной переменной, а затем установить флаг. Мы можем изменить `getchar`, чтобы он проверял флаг, и если он установлен, извлекал байт из этой переменной вместо буфера ввода, а затем сбрасывал флаг. Но, конечно, это замедляет работу.

В языке C есть функция `ungetc()`, как раз для этой цели. Есть ли быстрый способ реализовать её в нашем коде? Я хочу, чтобы вы пролистали назад и взглянули на процедуру `getchar`, и попробовали найти красивое и быстрое решение, прежде чем читать следующий абзац. Затем вернитесь сюда и посмотрите моё собственное решение.

Ключом к возвращению символа обратно в поток является то, как мы получаем символы изначально:

Сначала проверяем, пуст ли буфер, проверяя значение `EBX`. Если оно равно нулю, вызываем процедуру `read`.

Если у нас есть доступный символ, мы используем `lodsb`, затем уменьшаем значение `EBX`. Инструкция `lodsb` фактически идентична:

```
mov al, [esi]
inc esi
```

Байт, который мы извлекли, остается в буфере до следующего вызова `read`. Мы не знаем, когда это произойдет, но знаем, что этого не случится до следующего вызова `getchar`. Следовательно, чтобы "вернуть" последний прочитанный байт обратно в поток, нам достаточно уменьшить значение `ESI` и увеличить значение `EBX`:

```
ungetc:
    dec esi
    inc ebx
    ret
```

Но будьте осторожны! Мы в полной безопасности, если заглядываем вперед только на один символ за раз. Если же мы проверяем несколько следующих символов и вызываем `ungetc` несколько раз подряд, это будет работать в большинстве случаев, но не всегда (и ошибки

будет сложно отладить). Почему?

Потому что пока `getchar` не вызывает `read`, все предварительно прочитанные байты остаются в буфере, и наш `ungetc` работает без сбоев. Но как только `getchar` вызывает `read`, содержимое буфера изменяется.

Мы всегда можем рассчитывать на корректную работу `ungetc` с последним символом, прочитанным через `getchar`, но не с любым символом, прочитанным до этого.

Если ваша программа читает более одного байта вперед, у вас есть как минимум два варианта:

Если возможно, измените программу так, чтобы она читала только один байт вперед. Это самое простое решение.

Если эта опция недоступна, сначала определите максимальное количество символов, которое вашей программе может потребоваться вернуть во входной поток за один раз. Увеличьте это число немного, чтобы быть уверенным, предпочтительно до кратного 16 — так оно будет лучше выровнено. Затем измените секцию `.bss` в вашем коде и создайте небольшой "запасной" буфер прямо перед вашим входным буфером, примерно так:

```
section .bss
    resb    16 ; or whatever the value you came up with
ibuffer resb    BUFSIZE
obuffer resb    BUFSIZE
```

Вам также необходимо изменить ваш `ungetc`, чтобы передать значение байта для возврата в `AL`:

```
ungetc:
    dec esi
    inc ebx
    mov [esi], al
    ret
```

С этим изменением вы можете безопасно вызывать `ungetc` до 17 раз подряд (первый вызов всё ещё будет в пределах буфера, остальные 16 могут быть либо в пределах буфера, либо в пределах "запасного" пространства).

11.9. Аргументы командной строки

Наша программа нех будет полезнее, если она сможет читать имена входного и выходного файлов из командной строки, т.е. если она сможет обрабатывать аргументы командной строки. Но... Где они?

Прежде чем UNIX® система запустит программу, она делает `push` для некоторых данных, помещая их в стек, затем переходит к метке `_start` программы. Да, я сказал "переходит", а не

"вызывает". Это означает, что данные можно прочитать с помощью `[esp+offset]` или просто сделать `pop` для них.

Значение на вершине стека содержит количество аргументов командной строки. Оно традиционно называется `argc`, что означает "argument count".

Далее следуют аргументы командной строки, все `argc` штук. Обычно их называют `argv`, что означает "значение(я) аргумента". То есть мы получаем `argv[0]`, `argv[1]`, ..., `argv[argc-1]`. Это не сами аргументы, а указатели на аргументы, то есть адреса памяти, где находятся реальные аргументы. Сами аргументы представляют собой строки символов, завершающиеся нулевым символом (`'\0'`).

Список `argv` завершается указателем NULL, который представляет собой просто `0`. Есть и другие детали, но пока этого достаточно для наших целей.



Если вы перешли из среды программирования MS-DOS®, основное различие заключается в том, что каждый аргумент находится в отдельной строке. Второе различие состоит в том, что нет практического ограничения на количество аргументов.

Вооружившись этими знаниями, мы почти готовы к следующей версии `hex.asm`. Однако сначала нам нужно добавить несколько строк в `system.inc`:

Сначала нам нужно добавить две новые записи в наш список номеров системных вызовов:

```
%define SYS_open    5
%define SYS_close   6
```

Затем мы добавляем два новых макроса в конце файла:

```
%macro sys.open    0
    system SYS_open
%endmacro

%macro sys.close    0
    system SYS_close
%endmacro
```

Вот наш измененный исходный код:

```
%include    'system.inc'

%define BUFSIZE 2048

section .data
fd.in  dd  stdin
fd.out dd  stdout
```

```

hex db '0123456789ABCDEF'

section .bss
ibuffer resb    BUFSIZE
obuffer resb    BUFSIZE

section .text
align 4
err:
    push    dword 1        ; return failure
    sys.exit

align 4
global _start
_start:
    add esp, byte 8 ; discard argc and argv[0]

    pop ecx
    jecxz   .init        ; no more arguments

    ; ECX contains the path to input file
    push    dword 0        ; O_RDONLY
    push    ecx
    sys.open
    jc     err            ; open failed

    add esp, byte 8
    mov [fd.in], eax

    pop ecx
    jecxz   .init        ; no more arguments

    ; ECX contains the path to output file
    push    dword 420      ; file mode (644 octal)
    push    dword 0200h | 0400h | 01h
    ; O_CREAT | O_TRUNC | O_WRONLY
    push    ecx
    sys.open
    jc     err

    add esp, byte 12
    mov [fd.out], eax

.init:
    sub eax, eax
    sub ebx, ebx
    sub ecx, ecx
    mov edi, obuffer

.loop:
    ; read a byte from input file or stdin

```

```

    call    getchar

    ; convert it to hex
    mov dl, al
    shr al, 4
    mov al, [hex+eax]
    call    putchar

    mov al, dl
    and al, 0Fh
    mov al, [hex+eax]
    call    putchar

    mov al, ' '
    cmp dl, 0Ah
    jne .put
    mov al, dl

.put:
    call    putchar
    cmp al, dl
    jne .loop
    call    write
    jmp short .loop

align 4
getchar:
    or  ebx, ebx
    jne .fetch

    call    read

.fetch:
    lodsb
    dec ebx
    ret

read:
    push    dword BUFSIZE
    mov esi, ibuffer
    push    esi
    push    dword [fd.in]
    sys.read
    add esp, byte 12
    mov ebx, eax
    or  eax, eax
    je  .done
    sub eax, eax
    ret

align 4

```

```

.done:
    call    write        ; flush output buffer

    ; close files
    push    dword [fd.in]
    sys.close

    push    dword [fd.out]
    sys.close

    ; return success
    push    dword 0
    sys.exit

align 4
putchar:
    stosb
    inc ecx
    cmp ecx, BUFSIZE
    je write
    ret

align 4
write:
    sub edi, ecx        ; start of buffer
    push    ecx
    push    edi
    push    dword [fd.out]
    sys.write
    add esp, byte 12
    sub eax, eax
    sub ecx, ecx        ; buffer is empty now
    ret

```

В нашем разделе `.data` теперь есть две новые переменные, `fd.in` и `fd.out`. Здесь мы сохраняем дескрипторы файлов для ввода и вывода.

В разделе `.text` мы заменили ссылки с `stdin` и `stdout` на `[fd.in]` и `[fd.out]`.

Раздел `.text` теперь начинается с простого обработчика ошибок, который просто завершает программу с кодом возврата `1`. Обработчик ошибок расположен перед `_start`, чтобы находиться вблизи от места возникновения ошибок.

Естественно, выполнение программы по-прежнему начинается с `_start`. Сначала мы удаляем `argc` и `argv[0]` из стека: они не представляют для нас интереса (по крайней мере, в этой программе).

Мы помещаем `argv[1]` в `ECX`. Этот регистр особенно подходит для указателей, так как мы можем обрабатывать NULL-указатели с помощью `jecxz`. Если `argv[1]` не равен NULL, мы пытаемся открыть файл с именем, указанным в первом аргументе. В противном случае

продолжаем программу как раньше: чтение из `stdin`, запись в `stdout`. Если нам не удаётся открыть входной файл (например, он не существует), мы переходим к обработчику ошибок и завершаем работу.

Если всё прошло успешно, мы проверяем второй аргумент. Если он присутствует, мы открываем выходной файл. В противном случае, мы отправляем вывод в `stdout`. Если нам не удаётся открыть выходной файл (например, он существует и у нас нет прав на запись), мы снова переходим к обработчику ошибок.

Остальная часть кода остается прежней, за исключением того, что мы закрываем входной и выходной файлы перед завершением, и, как упоминалось, используем `[fd.in]` и `[fd.out]`.

Наш исполняемый файл теперь имеет внушительный размер в 768 байт.

Можем ли мы улучшить его еще? Конечно! Каждую программу можно улучшить. Вот несколько идей, что мы могли бы сделать:

- Сделать наш обработчик ошибок, выводящий сообщение в `stderr`.
- Добавить обработчики ошибок в функции `read` и `write`.
- Закрывать `stdin` при открытии входного файла, `stdout` при открытии выходного файла.
- Добавить параметры командной строки, такие как `-i` и `-o`, чтобы можно было перечислять входные и выходные файлы в любом порядке или, возможно, читать из `stdin` и записывать в файл.
- Выводить сообщение с подсказкой об использовании программы, если аргументы командной строки указаны неверно.

Я оставляю эти улучшения в качестве упражнения для читателя: вы уже знаете всё необходимое для их реализации.

11.10. Окружение UNIX®

Важным концептом UNIX® является окружение, которое определяется *переменными окружения*. Некоторые из них устанавливаются системой, другие — пользователем, третьи — оболочкой или любой программой, которая загружает другую программу.

11.10.1. Как найти переменные окружения

Я говорил ранее, что когда программа начинает выполняться, в стеке находятся `argc`, за которым следует массив `argv`, завершающийся `NULL`, а затем что-то ещё. Это "что-то ещё" — это *окружение*, или, если быть точнее, массив указателей на *переменные окружения*, завершающийся `NULL`. Это часто называют `env`.

Структура `env` такая же, как у `argv` — список адресов памяти, заканчивающийся `NULL` (`0`). В данном случае нет `"envc"` — конец массива определяется поиском последнего `NULL`.

Переменные обычно имеют формат `name=value`, но иногда часть `=value` может отсутствовать. Необходимо учитывать эту вероятность.

11.10.2. webvars

Я мог бы просто показать вам код, который выводит окружение так же, как команда UNIX® `env`. Но я подумал, что будет интереснее написать простую CGI-утилиту на ассемблере.

11.10.2.1. CGI: краткий обзор

У меня есть [подробное руководство по CGI](#) на моем веб-сайте, но вот очень краткий обзор CGI:

- Веб-сервер взаимодействует с CGI-программой, устанавливая *переменные окружения*.
- Программа CGI отправляет свой вывод в `stdout`. Веб-сервер считывает его оттуда.
- Он должен начинаться с HTTP-заголовка, за которым следуют две пустые строки.
- Затем он выводит HTML-код или любые другие данные, которые он генерирует.



В то время как некоторые *переменные окружения* используют стандартные имена, другие различаются в зависимости от веб-сервера. Это делает программу `webvars` весьма полезным инструментом для диагностики.

11.10.2.2. Код

Наша программа `webvars`, таким образом, должна отправить HTTP-заголовок, за которым следует HTML-разметка. Затем она должна прочитать *переменные окружения* одну за другой и отправить их как часть HTML-страницы.

Код приведен ниже. Я разместил комментарии и пояснения прямо в коде:

```
;;;;;;;;; webvars.asm ;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;;
;
; Copyright (c) 2000 G. Adam Stanislav
; All rights reserved.
;
; Redistribution and use in source and binary forms, with or without
; modification, are permitted provided that the following conditions
; are met:
; 1. Redistributions of source code must retain the above copyright
;    notice, this list of conditions and the following disclaimer.
; 2. Redistributions in binary form must reproduce the above copyright
;    notice, this list of conditions and the following disclaimer in the
;    documentation and/or other materials provided with the distribution.
;
; THIS SOFTWARE IS PROVIDED BY THE AUTHOR AND CONTRIBUTORS ``AS IS'' AND
; ANY EXPRESS OR IMPLIED WARRANTIES, INCLUDING, BUT NOT LIMITED TO, THE
; IMPLIED WARRANTIES OF MERCHANTABILITY AND FITNESS FOR A PARTICULAR PURPOSE
; ARE DISCLAIMED. IN NO EVENT SHALL THE AUTHOR OR CONTRIBUTORS BE LIABLE
; FOR ANY DIRECT, INDIRECT, INCIDENTAL, SPECIAL, EXEMPLARY, OR CONSEQUENTIAL
; DAMAGES (INCLUDING, BUT NOT LIMITED TO, PROCUREMENT OF SUBSTITUTE GOODS
; OR SERVICES; LOSS OF USE, DATA, OR PROFITS; OR BUSINESS INTERRUPTION)
; HOWEVER CAUSED AND ON ANY THEORY OF LIABILITY, WHETHER IN CONTRACT, STRICT
```



```

global _start
_start:
    ; First, send out all the http and xhtml stuff that is
    ; needed before we start showing the environment
    push    dword httpplen
    push    dword http
    push    dword stdout
    sys.write

    ; Now find how far on the stack the environment pointers
    ; are. We have 12 bytes we have pushed before "argc"
    mov eax, [esp+12]

    ; We need to remove the following from the stack:
    ;
    ;   The 12 bytes we pushed for sys.write
    ;   The  4 bytes of argc
    ;   The EAX*4 bytes of argv
    ;   The  4 bytes of the NULL after argv
    ;
    ; Total:
    ;   20 + eax * 4
    ;
    ; Because stack grows down, we need to ADD that many bytes
    ; to ESP.
    lea esp, [esp+20+eax*4]
    cld      ; This should already be the case, but let's be sure.

    ; Loop through the environment, printing it out
.loop:
    pop edi
    or  edi, edi    ; Done yet?
    je  near .wrap

    ; Print the left part of HTML
    push    dword leftlen
    push    dword left
    push    dword stdout
    sys.write

    ; It may be tempting to search for the '=' in the env string next.
    ; But it is possible there is no '=', so we search for the
    ; terminating NUL first.
    mov esi, edi    ; Save start of string
    sub ecx, ecx
    not ecx          ; ECX = FFFFFFFF
    sub eax, eax
    repne scasb
    not ecx          ; ECX = string length + 1
    mov ebx, ecx     ; Save it in EBX

```

```

; Now is the time to find '='
mov edi, esi    ; Start of string
mov al, '='
repne scasb
not ecx
add ecx, ebx    ; Length of name

push    ecx
push    esi
push    dword stdout
sys.write

; Print the middle part of HTML table code
push    dword midlen
push    dword middle
push    dword stdout
sys.write

; Find the length of the value
not ecx
lea ebx, [ebx+ecx-1]

; Print "undefined" if 0
or  ebx, ebx
jne .value

mov ebx, undeflen
mov edi, undef

.value:
push    ebx
push    edi
push    dword stdout
sys.write

; Print the right part of the table row
push    dword rightlen
push    dword right
push    dword stdout
sys.write

; Get rid of the 60 bytes we have pushed
add esp, byte 60

; Get the next variable
jmp .loop

.wrap:
; Print the rest of HTML
push    dword wraplen
push    dword wrap

```

```
push    dword stdout
sys.write

; Return success
push    dword 0
sys.exit
```

Этот код создает исполняемый файл размером 1 396 байт. Большая его часть — это данные, а именно HTML-разметка, которую нам нужно отправить.

Запустите ассемблер и слинкуйте как обычно:

```
% nasm -f elf webvars.asm
% ld -s -o webvars webvars.o
```

Для использования необходимо загрузить webvars на ваш веб-сервер. В зависимости от настроек веб-сервера, возможно, потребуется разместить его в специальном каталоге cgi-bin или переименовать с расширением .cgi.

Затем вам нужно использовать браузер для просмотра вывода. Чтобы увидеть вывод на моем веб-сервере, перейдите по ссылке <http://www.int80h.org/webvars/>. Если вам интересно узнать о дополнительных переменных окружения в защищенном паролем веб-каталоге, перейдите по адресу <http://www.int80h.org/private/>, используя имя **asm** и пароль **programmer**.

11.11. Работа с файлами

Мы уже выполнили некоторые базовые операции с файлами: мы знаем, как их открывать и закрывать, как читать и записывать их с использованием буферов. Однако UNIX® предлагает гораздо больше возможностей при работе с файлами. В этом разделе мы рассмотрим некоторые из них и в итоге создадим удобную утилиту для преобразования файлов.

В самом деле, начнем с конца, то есть с утилиты преобразования файлов. Всегда легче программировать, когда с самого начала известно, каким должен быть конечный продукт.

Одной из первых программ, которые я написал для UNIX®, была **tuc** — конвертер текста в файл UNIX®. Она преобразует текстовый файл из других операционных систем в текстовый файл UNIX®. Другими словами, она изменяет различные виды окончаний строк на стандартные для UNIX®. Результат сохраняется в другом файле. По желанию, она может преобразовать текстовый файл UNIX® в текстовый файл DOS.

Я широко использовал **tuc**, но всегда только для преобразования из какой-либо другой ОС в UNIX®, никогда наоборот. Мне всегда хотелось, чтобы он просто перезаписывал файл, вместо того чтобы мне приходилось отправлять вывод в другой файл. В большинстве случаев я в итоге использую его так:

```
% tuc myfile tempfile
```

```
% mv tempfile myfile
```

Было бы здорово иметь ftuc, т.е., *быстрый tuc*, и использовать его вот так:

```
% ftuc myfile
```

В этой главе мы напишем ftuc на языке ассемблера (оригинальный tuc написан на C) и в процессе изучим различные файловые сервисы ядра.

На первый взгляд, такое преобразование файла кажется очень простым: нужно всего лишь удалить символы возврата каретки, верно?

Если вы ответили «да», подумайте ещё раз: такой подход будет работать в большинстве случаев (по крайней мере, с текстовыми файлами MS DOS), но иногда он будет давать сбой.

Проблема в том, что не все текстовые файлы, не относящиеся к UNIX®, завершают строки последовательностью возврата каретки / перевода строки. Некоторые используют возврат каретки без перевода строки. Другие объединяют несколько пустых строк в один возврат каретки, за которым следует несколько переводов строки. И так далее.

Конвертер текстовых файлов, следовательно, должен уметь обрабатывать любые возможные окончания строк:

- возврат каретки (carriage return) / перевод строки (line feed)
- возврат каретки
- перевод строки / возврат каретки
- перевод строки

Это также должно обрабатывать файлы, использующие комбинации вышеуказанного (например, возврат каретки с последующими несколькими переводами строки).

11.11.1. Конечный автомат

Проблема легко решается с использованием техники, называемой *конечный автомат*, изначально разработанной создателями цифровых электронных схем. *Конечный автомат* — это цифровая схема, выход которой зависит не только от входа, но и от предыдущего входа, то есть от её состояния. Микропроцессор является примером *конечного автомата*: наш код на языке ассемблера транслируется в машинный язык, где одни инструкции ассемблера превращаются в один байт машинного кода, а другие — в несколько байтов. Когда микропроцессор извлекает байты из памяти один за другим, некоторые из них просто изменяют его состояние, а не производят какой-либо выходной сигнал. После извлечения всех байтов кода операции микропроцессор выдает выходной сигнал, изменяет значение регистра и т. д.

Из-за этого всё программное обеспечение по сути представляет собой последовательность инструкций состояния для микропроцессора. Тем не менее, концепция *конечного автомата* также полезна при проектировании программного обеспечения.

Наш конвертер текстовых файлов можно представить в виде *конечного автомата* с тремя возможными состояниями. Мы могли бы назвать их состояниями 0-2, но будет проще, если дадим им символические имена:

- ordinary
- cr
- lf

Наша программа начнёт работу в обычном состоянии. В этом состоянии действие программы зависит от её входных данных следующим образом:

- Если ввод представляет собой что-либо, кроме возврата каретки или перевода строки, ввод просто передаётся на вывод. Состояние остаётся неизменным.
- Если входной символ — возврат каретки, состояние изменяется на cr. Затем входной символ отбрасывается, т.е. вывод не производится.
- Если входной символ является переводом строки, состояние изменяется на lf. Затем входной символ отбрасывается.

Всякий раз, когда мы находимся в состоянии **cr**, это означает, что последним вводом был символ возврата каретки, который не был обработан. Действия нашего программного обеспечения в этом состоянии снова зависят от текущего ввода:

- Если ввод отличается от возврата каретки или перевода строки, вывести перевод строки, затем вывести ввод, а затем изменить состояние на обычное.
- Если входной символ — возврат каретки, значит, мы получили два (или более) возврата каретки подряд. Мы отбрасываем ввод, выводим перевод строки и оставляем состояние неизменным.
- Если входной символ — это перевод строки, мы выводим перевод строки и меняем состояние на обычное. Обратите внимание, что это не то же самое, что в первом случае выше — если бы мы попытались объединить их, мы бы выводили два перевода строки вместо одного.

Наконец, мы находимся в состоянии **lf** после получения перевода строки, которому не предшествовал возврат каретки. Это произойдет, если наш файл уже в формате UNIX®, или когда несколько строк подряд выражены одним возвратом каретки, за которым следуют несколько переводов строк, или когда строка заканчивается последовательностью перевода строки / возврата каретки. Вот как нам нужно обрабатывать ввод в этом состоянии:

- Если ввод отличается от возврата каретки или перевода строки, мы выводим перевод строки, затем выводим ввод и изменяем состояние на обычное. Это действие полностью совпадает с действием в состоянии **cr** при получении аналогичного ввода.
- Если ввод представляет собой символ возврата каретки, мы отбрасываем ввод, выводим символ перевода строки, затем изменяем состояние на обычное.
- Если входной символ — перевод строки, мы выводим перевод строки и оставляем состояние неизменным.

11.11.1.1. Конечное состояние

Приведённый выше *конечный автомат* работает для всего файла, но оставляет возможность, что последний конец строки будет проигнорирован. Это произойдёт, если файл заканчивается одиночным возвратом каретки или одиночным переводом строки. Я не подумал об этом, когда писал `tuc`, и лишь позже обнаружил, что иногда он удаляет последний конец строки.

Эта проблема легко решается проверкой состояния после обработки всего файла. Если состояние не является обычным, нам просто нужно вывести последний перевод строки.



Теперь, когда мы выразили наш алгоритм в виде *конечного автомата*, мы могли бы легко разработать специализированную цифровую электронную схему («чип») для выполнения преобразования. Конечно, это было бы значительно дороже, чем написание программы на языке ассемблера.

11.11.1.2. Счетчик вывода

Поскольку наша программа преобразования файлов может объединять два символа в один, нам необходимо использовать счётчик вывода. Мы инициализируем его значением `0` и увеличиваем каждый раз, когда отправляем символ на выход. В конце программы счётчик укажет, какой размер необходимо установить для файла.

11.11.2. Реализация конечного автомата в программном обеспечении

Самая сложная часть работы с *конечным автоматом* — это анализ задачи и её представление в виде *конечного автомата*. После этого программное обеспечение практически пишется само.

На языке высокого уровня, таком как C, существует несколько основных подходов. Один из них — использование оператора `switch`, который выбирает, какую функцию следует выполнить. Например,

```
switch (state) {
    default:
    case REGULAR:
        regular(inputchar);
        break;
    case CR:
        cr(inputchar);
        break;
    case LF:
        lf(inputchar);
        break;
}
```

Еще один подход заключается в использовании массива указателей на функции, например:

```
(output[state])(inputchar);
```

Еще один вариант — сделать `state` указателем на функцию, установив его на соответствующую функцию:

```
(*state)(inputchar);
```

Это подход, который мы будем использовать в нашей программе, потому что его очень легко реализовать на языке ассемблера, и он также очень быстрый. Мы просто будем хранить адрес нужной процедуры в `EBX`, а затем выполним:

```
call    ebx
```

Это возможно быстрее, чем жестко задавать адрес в коде, потому что микропроцессору не нужно извлекать адрес из памяти — он уже хранится в одном из его регистров. Я сказал *возможно*, потому что с учетом кэширования, которое выполняют современные микропроцессоры, оба варианта могут быть одинаково быстрыми.

11.11.3. Отображенные в память файлы

Поскольку наша программа работает с одним файлом, мы не можем использовать подход, который работал ранее, то есть чтение из входного файла и запись в выходной файл.

UNIX® позволяет нам отображать файл или его часть в память. Для этого сначала необходимо открыть файл с соответствующими флагами чтения/записи. Затем мы используем системный вызов `mmap`, чтобы отобразить его в память. Одно из преимуществ `mmap` заключается в том, что он автоматически работает с виртуальной памятью: мы можем отобразить в память больше файла, чем имеется физической памяти, и при этом обращаться к нему с помощью обычных команд работы с памятью, таких как `mov`, `lods` и `stos`. Все изменения, внесённые в память, отображённую из файла, будут записаны в файл системой. Нам даже не нужно держать файл открытым: пока он остаётся отображённым, мы можем читать из него и записывать в него.

32-разрядные микропроцессоры Intel могут адресовать до четырёх гигабайт памяти — физической или виртуальной. Система FreeBSD позволяет использовать до половины этого объёма для отображения файлов.

Для упрощения в этом руководстве мы будем преобразовывать только файлы, которые могут быть полностью отображены в памяти. Вероятно, не так много текстовых файлов превышают размер в два гигабайта. Если наша программа встретит такой файл, она просто выведет сообщение с предложением использовать оригинальный `tuc`.

Если вы изучите свою копию файла `syscalls.master`, вы найдёте два отдельных системных вызова с именем `mmap`. Это связано с эволюцией UNIX®: существовал традиционный BSD `mmap`, системный вызов 71. Он был заменён на POSIX® `mmap`, системный вызов 197. Система FreeBSD поддерживает оба, поскольку старые программы были написаны с использованием

оригинальной BSD-версии. Но новое программное обеспечение использует версию POSIX®, которую мы и будем применять.

В `syscalls.master` POSIX® версия указана следующим образом:

```
197 STD BSD { caddr_t mmap(caddr_t addr, size_t len, int prot, \
                        int flags, int fd, long pad, off_t pos); }
```

Это немного отличается от того, что указано в [mmap\(2\)](#). Это связано с тем, что [mmap\(2\)](#) описывает версию на языке C.

Разница заключается в аргументе `long pad`, который отсутствует в версии на C. Однако системные вызовы FreeBSD добавляют 32-битный заполнитель после `push` 64-битного аргумента. В данном случае `off_t` является 64-битным значением.

Когда мы завершаем работу с файлом, отображённым в память, мы освобождаем его с помощью системного вызова `munmap`:



Для подробного изучения `mmap` см. [Unix Network Programming, Volume 2, Chapter 12](#) У. Ричарда Стивенса.

11.11.4. Определение размера файла

Поскольку нам нужно указать `mmap`, сколько байт файла отобразить в памяти, и поскольку мы хотим отобразить весь файл, нам необходимо определить его размер.

Мы можем использовать системный вызов `fstat` для получения всей информации об открытом файле, которую система может нам предоставить. Это включает в себя размер файла.

Вновь, в `syscalls.master` указаны две версии `fstat`: традиционная (системный вызов 62) и POSIX® (системный вызов 189). Естественно, мы будем использовать версию POSIX®:

```
189 STD POSIX { int fstat(int fd, struct stat *sb); }
```

Это очень простой вызов: мы передаем ему адрес структуры `stat` и дескриптор открытого файла. Он заполнит содержимое структуры `stat`.

Однако должен сказать, что я пытался объявить структуру `stat` в секции `.bss`, и `fstat` это не понравилось: был установлен флаг переноса, указывающий на ошибку. После того как я изменил код, чтобы разместить структуру в стеке, всё заработало как надо.

11.11.5. Изменение размера файла

Поскольку наша программа может объединять последовательности возврата каретки / перевода строки в простые переводы строк, наш вывод может быть меньше, чем ввод. Однако, так как мы помещаем вывод в тот же файл, из которого читаем ввод, нам может

потребуется изменить размер файла.

Системный вызов `ftruncate` позволяет нам сделать именно это. Несмотря на название, несколько вводящее в заблуждение, системный вызов `ftruncate` может использоваться как для усечения файла (уменьшения его размера), так и для его увеличения.

И да, мы найдем две версии `ftruncate` в `syscalls.master`, старую (130) и новую (201). Мы будем использовать новую:

```
201 STD BSD { int ftruncate(int fd, int pad, off_t length); }
```

Обратите внимание, что здесь снова присутствует `int pad`.

11.11.6. ftuc

Теперь мы знаем всё, что нужно для написания `ftuc`. Начнём с добавления нескольких новых строк в `system.inc`. Сначала определим некоторые константы и структуры, где-нибудь в начале или около начала файла:

```
;;;;;;;;; open flags
#define O_RDONLY    0
#define O_WRONLY    1
#define O_RDWR     2

;;;;;;;;; mmap flags
#define PROT_NONE    0
#define PROT_READ    1
#define PROT_WRITE    2
#define PROT_EXEC    4
;;
#define MAP_SHARED    0001h
#define MAP_PRIVATE    0002h

;;;;;;;;; stat structure
struct stat
st_dev      resd    1    ; = 0
st_ino      resd    1    ; = 4
st_mode     resw    1    ; = 8, size is 16 bits
st_nlink    resw    1    ; = 10, ditto
st_uid      resd    1    ; = 12
st_gid      resd    1    ; = 16
st_rdev     resd    1    ; = 20
st_atime    resd    1    ; = 24
st_atimensec resd    1    ; = 28
st_mtime    resd    1    ; = 32
st_mtimensec resd    1    ; = 36
st_ctime    resd    1    ; = 40
st_ctimensec resd    1    ; = 44
st_size     resd    2    ; = 48, size is 64 bits
```

```

st_blocks    resd    2    ; = 56, ditto
st_blksize   resd    1    ; = 64
st_flags     resd    1    ; = 68
st_gen       resd    1    ; = 72
st_lspare    resd    1    ; = 76
st_qspare    resd    4    ; = 80
endstruc

```

Мы определяем новые системные вызовы:

```

#define SYS_mmap    197
#define SYS_munmap  73
#define SYS_fstat   189
#define SYS_ftruncate 201

```

Добавляем макросы для их использования:

```

%macro sys.mmap    0
    system SYS_mmap
%endmacro

%macro sys.munmap  0
    system SYS_munmap
%endmacro

%macro sys.ftruncate 0
    system SYS_ftruncate
%endmacro

%macro sys.fstat    0
    system SYS_fstat
%endmacro

```

И вот наш код:

```

;;;;;;;;; Fast Text-to-Unix Conversion (ftuc.asm) ;;;;;;;;;;
;;
;; Started: 21-Dec-2000
;; Updated: 22-Dec-2000
;;
;; Copyright 2000 G. Adam Stanislav.
;; All rights reserved.
;;
;;;;;;;;; v.1 ;;;;;;;;;;
%include    'system.inc'

section .data

```

```

    db 'Copyright 2000 G. Adam Stanislav.', 0Ah
    db 'All rights reserved.', 0Ah
usg db 'Usage: ftuc filename', 0Ah
usglen equ $-usg
co db "ftuc: Can't open file.", 0Ah
colen equ $-co
fae db 'ftuc: File access error.', 0Ah
faelen equ $-fae
ftl db 'ftuc: File too long, use regular tuc instead.', 0Ah
ftllen equ $-ftl
mae db 'ftuc: Memory allocation error.', 0Ah
maelen equ $-mae

```

```

section .text

```

```

align 4

```

```

memerr:

```

```

    push    dword maelen
    push    dword mae
    jmp     short error

```

```

align 4

```

```

toolong:

```

```

    push    dword ftllen
    push    dword ftl
    jmp     short error

```

```

align 4

```

```

facerr:

```

```

    push    dword faelen
    push    dword fae
    jmp     short error

```

```

align 4

```

```

cantopen:

```

```

    push    dword colen
    push    dword co
    jmp     short error

```

```

align 4

```

```

usage:

```

```

    push    dword usglen
    push    dword usg

```

```

error:

```

```

    push    dword stderr
    sys.write

```

```

    push    dword 1
    sys.exit

```

```

align 4
global _start
_start:
    pop eax      ; argc
    pop eax      ; program name
    pop ecx      ; file to convert
    jecxz  usage

    pop eax
    or  eax, eax    ; Too many arguments?
    jne usage

    ; Open the file
    push    dword 0_RDWR
    push    ecx
    sys.open
    jc  cantopen

    mov ebp, eax    ; Save fd

    sub esp, byte stat_size
    mov ebx, esp

    ; Find file size
    push    ebx
    push    ebp      ; fd
    sys.fstat
    jc  facerr

    mov edx, [ebx + st_size + 4]

    ; File is too long if EDX != 0 ...
    or  edx, edx
    jne near toolong
    mov ecx, [ebx + st_size]
    ; ... or if it is above 2 GB
    or  ecx, ecx
    js  near toolong

    ; Do nothing if the file is 0 bytes in size
    jecxz  .quit

    ; Map the entire file in memory
    push    edx
    push    edx      ; starting at offset 0
    push    edx      ; pad
    push    ebp      ; fd
    push    dword MAP_SHARED
    push    dword PROT_READ | PROT_WRITE
    push    ecx      ; entire file size
    push    edx      ; let system decide on the address

```

```

sys.mmap
jc  near memerr

mov edi, eax
mov esi, eax
push    ecx    ; for SYS_munmap
push    edi

; Use EBX for state machine
mov ebx, ordinary
mov ah, 0Ah
cld

.loop:
    lodsb
    call    ebx
    loop    .loop

    cmp ebx, ordinary
    je     .filesize

; Output final lf
mov al, ah
stosb
inc edx

.filesize:
; truncate file to new size
push    dword 0    ; high dword
push    edx    ; low dword
push    eax    ; pad
push    ebp
sys.ftruncate

; close it (ebp still pushed)
sys.close

add esp, byte 16
sys.munmap

.quit:
    push    dword 0
    sys.exit

align 4
ordinary:
    cmp al, 0Dh
    je     .cr

    cmp al, ah
    je     .lf

```

```

    stosb
    inc edx
    ret

align 4
.cr:
    mov ebx, cr
    ret

align 4
.lf:
    mov ebx, lf
    ret

align 4
cr:
    cmp al, 0Dh
    je .cr

    cmp al, ah
    je .lf

    xchg    al, ah
    stosb
    inc edx

    xchg    al, ah
    ; fall through

.lf:
    stosb
    inc edx
    mov ebx, ordinary
    ret

align 4
.cr:
    mov al, ah
    stosb
    inc edx
    ret

align 4
lf:
    cmp al, ah
    je .lf

    cmp al, 0Dh
    je .cr

```

```

xchg    al, ah
stosb
inc edx

xchg    al, ah
stosb
inc edx
mov ebx, ordinary
ret

align 4
.cr:
    mov ebx, ordinary
    mov al, ah
    ; fall through

.lf:
    stosb
    inc edx
    ret

```



Не используйте эту программу для файлов, хранящихся на диске, отформатированном в MS-DOS® или Windows®. В коде FreeBSD присутствует неочевидная ошибка при использовании `mmap` на таких дисках, смонтированных в FreeBSD: если размер файла превышает определённое значение, `mmap` заполнит память нулями, а затем запишет их в файл, перезаписав его содержимое.

11.12. Спокойствие ума

Как ученик дзэн, мне нравится идея спокойствия ума (экагата): делай одно дело за раз и делай его хорошо.

Вот именно так, в большинстве случаев, работает и UNIX®. В то время как типичное приложение Windows® пытается сделать всё, что только можно (и поэтому кишит ошибками), типичная программа UNIX® делает только одну вещь, но делает её хорошо.

Типичный пользователь UNIX® по сути собирает свои собственные приложения, написав shell-скрипт, который объединяет различные существующие программы, передавая вывод одной программы на вход другой.

При написании собственного программного обеспечения для UNIX® обычно рекомендуется определить, какие части решаемой задачи могут быть обработаны существующими программами, и создавать собственные программы только для той части задачи, для которой нет готового решения.

11.12.1. CSV

Я проиллюстрирую этот принцип конкретным примером из реальной жизни, с которым недавно столкнулся:

Мне нужно было извлечь 11-е поле каждой записи из базы данных, которую я загрузил с веб-сайта. База данных представляла собой CSV-файл, то есть список значений, разделённых запятыми. Это довольно стандартный формат для обмена данными между людьми, которые могут использовать разное программное обеспечение для работы с базами данных.

Первая строка файла содержит список различных полей, разделённых запятыми. Остальная часть файла содержит данные, перечисленные построчно, со значениями, разделёнными запятыми.

Я попробовал `awk`, используя запятую в качестве разделителя. Но поскольку несколько строк содержали запятую в кавычках, `awk` извлекал неправильное поле из этих строк.

Следовательно, мне нужно было написать собственное программное обеспечение для извлечения 11-го поля из CSV-файла. Однако, следуя духу UNIX®, мне нужно было лишь создать простой фильтр, выполняющий следующие действия:

- Удалить первую строку из файла;
- Заменить все не заключённые в кавычки запятые на другой символ;
- Удалить все кавычки.

Строго говоря, я мог бы использовать `sed` для удаления первой строки из файла, но сделать это в моей собственной программе было очень просто, поэтому я решил так поступить и уменьшить размер конвейера.

В любом случае, написание подобной программы заняло у меня около 20 минут. Написание программы, которая извлекает 11-е поле из CSV-файла, заняло бы гораздо больше времени, и я не смог бы повторно использовать её для извлечения другого поля из другой базы данных.

На этот раз я решил позволить ей выполнить немного больше работы, чем обычная учебная программа:

- Она анализирует свою командную строку на наличие опций;
- Она отображает подсказку, если обнаруживает неверные аргументы;
- Она выдает понятные сообщения об ошибках.

Вот какое сообщение она выводит о том, как ее использовать:

```
Usage: csv [-t<delim>] [-c<comma>] [-p] [-o <outfile>] [-i <infile>]
```

Все параметры необязательны и могут располагаться в любом порядке.

Параметр `-t` указывает, на что заменить запятые. По умолчанию используется `tab`.

Например, **-t;** заменит все незакавыченные запятые на точку с запятой.

Мне не понадобилась опция **-c**, но в будущем она может пригодиться. Она позволяет указать, что я хочу заменить символ, отличный от запятой, на что-то другое. Например, **-c@** заменит все знаки **@** (полезно, если нужно разделить список email-адресов на имена пользователей и домены).

Опция **-p** сохраняет первую строку, т.е. не удаляет её. По умолчанию мы удаляем первую строку, потому что в CSV-файле она содержит названия полей, а не данные.

Опции **-i** и **-o** позволяют указать входной и выходной файлы. По умолчанию используются **stdin** и **stdout**, как обычно работает стандартный фильтр UNIX®.

Я убедился, что принимаются как **-i filename**, так и **-ifilename**. Также я убедился, что может быть указан только один входной и один выходной файл.

Чтобы получить 11-е поле каждой записи, теперь я могу сделать:

```
% csv '-t;' data.csv | awk '-F;' '{print $11}'
```

Код сохраняет параметры (за исключением файловых дескрипторов) в **EDX**: запятая в **DH**, новый разделитель в **DL**, а флаг параметра **-p** в старшем бите **EDX**, поэтому проверка его знака даст нам быстрое решение о дальнейших действиях.

Вот код:

```
;;;;;;;;; csv.asm ;;;;;;;;;;
;
; Convert a comma-separated file to a something-else separated file.
;
; Started: 31-May-2001
; Updated: 1-Jun-2001
;
; Copyright (c) 2001 G. Adam Stanislav
; All rights reserved.
;
;;;;;;;;;

%include 'system.inc'

%define BUFSIZE 2048

section .data
fd.in dd stdin
fd.out dd stdout
usg db 'Usage: csv [-t<delim>] [-c<comma>] [-p] [-o <outfile>] [-i <infile>]', 0Ah
usglen equ $-usg
iemsg db "csv: Can't open input file", 0Ah
iemlen equ $-iemsg
```

```
oemsg db "csv: Can't create output file", 0Ah
```

```
oemlen equ $-oemsg
```

```
section .bss
```

```
ibuffer resb BUFSIZE
```

```
obuffer resb BUFSIZE
```

```
section .text
```

```
align 4
```

```
ierr:
```

```
    push    dword iemlen
```

```
    push    dword iemsg
```

```
    push    dword stderr
```

```
    sys.write
```

```
    push    dword 1      ; return failure
```

```
    sys.exit
```

```
align 4
```

```
oerr:
```

```
    push    dword oemlen
```

```
    push    dword oemsg
```

```
    push    dword stderr
```

```
    sys.write
```

```
    push    dword 2
```

```
    sys.exit
```

```
align 4
```

```
usage:
```

```
    push    dword usglen
```

```
    push    dword usg
```

```
    push    dword stderr
```

```
    sys.write
```

```
    push    dword 3
```

```
    sys.exit
```

```
align 4
```

```
global _start
```

```
_start:
```

```
    add esp, byte 8 ; discard argc and argv[0]
```

```
    mov edx, (',' << 8) | 9
```

```
.arg:
```

```
    pop ecx
```

```
    or  ecx, ecx
```

```
    je  near .init      ; no more arguments
```

```
    ; ECX contains the pointer to an argument
```

```
    cmp byte [ecx], '-'
```

```
    jne usage
```

```
    inc ecx
```

```

    mov ax, [ecx]

.o:
    cmp al, 'o'
    jne .i

    ; Make sure we are not asked for the output file twice
    cmp dword [fd.out], stdout
    jne usage

    ; Find the path to output file - it is either at [ECX+1],
    ; i.e., -ofile --
    ; or in the next argument,
    ; i.e., -o file

    inc ecx
    or ah, ah
    jne .openoutput
    pop ecx
    jecxz usage

.openoutput:
    push    dword 420    ; file mode (644 octal)
    push    dword 0200h | 0400h | 01h
    ; O_CREAT | O_TRUNC | O_WRONLY
    push    ecx
    sys.open
    jc near oerr

    add esp, byte 12
    mov [fd.out], eax
    jmp short .arg

.i:
    cmp al, 'i'
    jne .p

    ; Make sure we are not asked twice
    cmp dword [fd.in], stdin
    jne near usage

    ; Find the path to the input file
    inc ecx
    or ah, ah
    jne .openinput
    pop ecx
    or ecx, ecx
    je near usage

.openinput:
    push    dword 0      ; O_RDONLY

```

```

push    ecx
sys.open
jc  near ierr      ; open failed

add esp, byte 8
mov [fd.in], eax
jmp .arg

.p:
cmp al, 'p'
jne .t
or  ah, ah
jne near usage
or  edx, 1 << 31
jmp .arg

.t:
cmp al, 't'      ; redefine output delimiter
jne .c
or  ah, ah
je  near usage
mov dl, ah
jmp .arg

.c:
cmp al, 'c'
jne near usage
or  ah, ah
je  near usage
mov dh, ah
jmp .arg

align 4
.init:
sub eax, eax
sub ebx, ebx
sub ecx, ecx
mov edi, obuffer

; See if we are to preserve the first line
or  edx, edx
js  .loop

.firstline:
; get rid of the first line
call  getchar
cmp al, 0Ah
jne .firstline

.loop:
; read a byte from stdin

```

```

    call    getchar

    ; is it a comma (or whatever the user asked for)?
    cmp al, dh
    jne .quote

    ; Replace the comma with a tab (or whatever the user wants)
    mov al, dl

.put:
    call    putchar
    jmp short .loop

.quote:
    cmp al, '"'
    jne .put

    ; Print everything until you get another quote or EOL. If it
    ; is a quote, skip it. If it is EOL, print it.
.qloop:
    call    getchar
    cmp al, '"'
    je .loop

    cmp al, 0Ah
    je .put

    call    putchar
    jmp short .qloop

align 4
getchar:
    or ebx, ebx
    jne .fetch

    call    read

.fetch:
    lodsb
    dec ebx
    ret

read:
    jecxz .read
    call    write

.read:
    push    dword BUFSIZE
    mov esi, ibuffer
    push    esi
    push    dword [fd.in]

```

```

sys.read
add esp, byte 12
mov ebx, eax
or  eax, eax
je  .done
sub eax, eax
ret

align 4
.done:
    call    write        ; flush output buffer

    ; close files
    push    dword [fd.in]
    sys.close

    push    dword [fd.out]
    sys.close

    ; return success
    push    dword 0
    sys.exit

align 4
putchar:
    stosb
    inc ecx
    cmp ecx, BUFSIZE
    je  write
    ret

align 4
write:
    jecxz   .ret         ; nothing to write
    sub edi, ecx         ; start of buffer
    push    ecx
    push    edi
    push    dword [fd.out]
    sys.write
    add esp, byte 12
    sub eax, eax
    sub ecx, ecx        ; buffer is empty now
.ret:
    ret

```

Большая часть взята из hex.asm выше. Однако есть одно важное отличие: я больше не вызываю `write` каждый раз при выводе перевода строки. Тем не менее, код можно использовать интерактивно.

Я нашел лучшее решение для интерактивной проблемы с тех пор, как начал писать эту

главу. Я хотел убедиться, что каждая строка выводится отдельно только при необходимости. В конце концов, нет необходимости выводить каждую строку при неинтерактивном использовании.

Новое решение, которое я использую сейчас, заключается в вызове `write` каждый раз, когда обнаруживаю, что входной буфер пуст. Таким образом, при работе в интерактивном режиме программа считывает одну строку с клавиатуры пользователя, обрабатывает её и видит, что входной буфер пуст. Она сбрасывает свой вывод и читает следующую строку.

11.12.1.1. Темная сторона буферизации

Это изменение предотвращает загадочную блокировку в очень специфическом случае. Я называю это *тёмной стороной буферизации*, в основном потому, что это представляет опасность, которая не совсем очевидна.

Маловероятно, что это произойдет с такой программой, как `csv` выше, поэтому рассмотрим еще один фильтр: в этом случае мы ожидаем, что наши входные данные будут представлять собой необработанные данные, описывающие значения цветов, такие как интенсивности *красного*, *зеленого* и *синего* для пикселя. На выходе мы получим негатив входных данных.

Такой фильтр было бы очень просто написать. Большая его часть выглядела бы так же, как и все другие фильтры, которые мы уже писали, поэтому я покажу только его внутренний цикл:

```
.loop:
    call    getchar
    not al   ; Create a negative
    call    putchar
    jmp short .loop
```

Поскольку этот фильтр работает с необработанными данными, он вряд ли будет использоваться интерактивно.

Но он может вызываться программным обеспечением для обработки изображений. И, если он не вызывает `write` перед каждым вызовом `read`, высока вероятность, что он зависнет.

Вот что может произойти:

1. Редактор изображений загрузит наш фильтр, используя функцию `ropen()` на языке C.
2. Он прочитает первый ряд пикселей из битовой карты или пиксельной карты.
3. Он запишет первую строку пикселей в *канал*, ведущий к `fd.in` нашего фильтра.
4. Наш фильтр будет читать каждый пиксель из входных данных, преобразовывать его в негатив и записывать в выходной буфер.
5. Наш фильтр будет вызывать `getchar` для получения следующего пикселя.
6. `getchar` обнаружит пустой входной буфер, поэтому вызовет `read`.
7. `read` вызовет системный вызов `SYS_read`.

8. *Ядро* приостановит работу нашего фильтра до тех пор, пока редактор изображений не отправит больше данных в канал.
9. Редактор изображений будет читать из другого канала, подключенного к `fd.out` нашего фильтра, чтобы он мог установить первую строку выходного изображения *до* того, как отправит нам вторую строку входного.
10. *Ядро* приостанавливает работу графического редактора до тех пор, пока не получит какие-либо данные от нашего фильтра, чтобы передать их редактору.

На этом этапе наш фильтр ожидает, что редактор изображений отправит ему больше данных для обработки, в то время как редактор изображений ожидает, что наш фильтр отправит ему результат обработки первой строки. Однако результат находится в нашем выходном буфере.

Фильтр и редактор изображений будут продолжать ждать друг друга вечно (или, по крайней мере, пока их не завершат командой `kill`). Наше программное обеспечение только что вошло в **состояние гонки**.

Эта проблема не возникает, если наш фильтр очищает свой выходной буфер *перед* запросом к *ядру* для получения дополнительных входных данных.

11.13. Использование FPU

Как ни странно, большая часть литературы по ассемблеру даже не упоминает о существовании FPU, или *блока обработки чисел с плавающей запятой*, не говоря уже о программировании для него.

Тем не менее, язык ассемблера проявляет себя наилучшим образом, когда мы создаем высокооптимизированный код для FPU, выполняя вещи, которые можно сделать *только* на языке ассемблера.

11.13.1. Организация FPU

FPU состоит из 8 80-битных регистров с плавающей запятой. Они организованы в виде стека — вы можете `push` (поместить) значение на TOS (*вершина стека*) и `pop` (извлечь) его.

Как бы то ни было, мнемоники ассемблера — не `push` и `pop`, потому что они уже заняты.

Вы можете `push` (положить) значение на вершину стека (TOS), используя `fld`, `fild` и `fbld`. Несколько других кодов операций позволяют вам `push` (положить) многие распространенные *константы* — например, `pi` — на вершину стека (TOS).

Аналогично, вы можете *извлечь* значение с помощью `fst`, `fstp`, `fist`, `fistp` и `fbstp`. На самом деле только коды операций, оканчивающиеся на `p`, буквально *извлекают* значение, остальные же *сохраняют* его в другом месте, не удаляя с вершины стека (TOS).

Мы можем передавать данные между TOS и памятью компьютера либо как 32-битное, 64-битное или 80-битное *вещественное* число, 16-битное, 32-битное или 64-битное *целое* число, либо как 80-битное *упакованное десятичное* число.

80-битный *упакованный десятичный* формат является особым случаем *двоично-десятичного кодирования*, который очень удобен при преобразовании между ASCII-представлением данных и внутренними данными FPU. Он позволяет использовать до 18 значащих цифр.

Независимо от того, как мы представляем данные в памяти, FPU всегда хранит их в 80-битном формате *real* в своих регистрах.

Его внутренняя точность составляет не менее 19 десятичных цифр, поэтому даже если мы решим отображать результаты в формате ASCII с полной 18-значной точностью, мы всё равно будем показывать корректные результаты.

Мы можем выполнять математические операции над TOS: вычислять его *синус*, *масштабировать* (то есть умножать или делить на степень двойки), вычислять его *логарифм* по основанию 2 и многое другое.

Мы также можем *умножить* или *разделить* его, *прибавить* к нему или *вычесть* его из любого из регистров FPU (включая его самого).

Официальный код операции Intel для TOS — *st*, а для *регистров* — *st(0)-st(7)*. Таким образом, *st* и *st(0)* ссылаются на один и тот же регистр.

По каким-то причинам оригинальный автор *pasm* решил использовать другие коды операций, а именно *st0-st7*. Другими словами, скобки отсутствуют, а вершина стека всегда *st0*, но никогда просто *st*.

11.13.1.1. Формат упакованного десятичного числа

Формат *упакованного десятичного числа* использует 10 байт (80 бит) памяти для представления 18 цифр. Представленное число всегда является *целым*.



Вы можете использовать это для получения десятичных знаков, предварительно умножив TOS на степень 10.

Старший бит старшего байта (байт 9) является *знаковым битом*: если он установлен, число *отрицательное*, в противном случае — *положительное*. Остальные биты этого байта не используются/игнорируются.

Оставшиеся 9 байт хранят 18 цифр числа: 2 цифры на байт.

Старший разряд хранится в старшем *полубайте* (4 бита), *младший разряд* — в младшем *полубайте*.

Как бы то ни было, вы можете подумать, что *-1234567* будет храниться в памяти следующим образом (в шестнадцатеричной записи):

```
80 00 00 00 00 00 01 23 45 67
```

Увы, это не так! Как и все остальное, созданное Intel, даже *упакованное десятичное число* имеет порядок *от младшего к старшему*.

Это означает, что наш **-1234567** хранится следующим образом:

67 45 23 01 00 00 00 00 80



Книга, которую стоит прочитать — если сможете её найти — это книга Ричарда Старца [8087/80287/80387 для IBM PC и совместимых](#). Хотя в ней, кажется, факт о little-endian хранении *упакованного десятичного числа* принимается как данность. Я не шучу насчёт отчаяния, которое испытывал, пытаясь понять, что не так с фильтром, который я привожу ниже, *прежде* чем мне пришло в голову попробовать little-endian порядок даже для этого типа данных.

11.13.2. Экскурсия в фотографию с помощью камеры-обскуры

Чтобы создавать полезное программное обеспечение, мы должны понимать не только наши инструменты программирования, но и область, для которой разрабатываем ПО.

Наш следующий фильтр поможет нам, когда мы захотим создать *камеру-обскуру*, поэтому нам понадобятся некоторые знания о *фотографии с помощью обскуры*, прежде чем мы сможем продолжить.

11.13.2.1. Камера

Самый простой способ описать любую когда-либо созданную камеру — это некоторое пустое пространство, заключённое в светонепроницаемый материал, с небольшим отверстием в корпусе.

Корпус обычно прочный (например, коробка), хотя иногда он гибкий (гофрированная часть). Внутри камеры довольно темно. Однако отверстие пропускает световые лучи через одну точку (хотя в некоторых случаях их может быть несколько). Эти световые лучи формируют изображение — представление того, что находится снаружи камеры, перед отверстием.

Если внутрь камеры поместить светочувствительный материал (например, плёнку), он может зафиксировать изображение.

Отверстие часто содержит *линзу* или сборку линз, которую часто называют *объективом*.

11.13.2.2. Игольное ушко

Но, строго говоря, линза не обязательна: первые камеры использовали не линзу, а *маленькое отверстие* размером с игольное ушко. Даже сегодня *маленькие отверстия* применяются как инструмент для изучения принципов работы камер и для создания особого вида изображений.

Изображение, создаваемое *маленьким отверстием*, одинаково резкое. Или *размытое*.

Существует идеальный размер для маленького отверстия: если оно больше или меньше, изображение теряет резкость.

11.13.2.3. Фокусное расстояние

Идеальный диаметр отверстия является функцией квадратного корня из *фокусного расстояния*, которое представляет собой расстояние от отверстия до плёнки.

$$D = PC * \sqrt{FL}$$

Здесь *D* — идеальный диаметр отверстия, *FL* — фокусное расстояние, а *PC* — константа отверстия. По данным Джейя Бендера, её значение равно *0,04*, тогда как Кеннет Коннорс определил его как *0,037*. Другие исследователи предложили иные значения. Кроме того, это значение справедливо только для дневного света: другие типы освещения потребуют иной константы, значение которой можно определить только экспериментальным путём.

11.13.2.4. Число *f* (диафрагменное число)

Число *f* — это очень полезный показатель того, сколько света попадает на плёнку. Экспонетр может определить, что, например, для экспонирования плёнки определённой чувствительности при *f5.6* может потребоваться выдержка 1/1000 сек.

Не имеет значения, 35-мм это камера или камера 6х9 см и т.д. Достаточно знать диафрагменное число, чтобы определить правильную экспозицию.

Число *f* легко вычислить:

$$F = FL / D$$

Другими словами, число *f* равно фокусному расстоянию, деленному на диаметр отверстия. Это также означает, что большее *f*-число подразумевает либо меньшее отверстие, либо большее фокусное расстояние, либо и то, и другое. В свою очередь, это означает, что чем больше число *f*, тем дольше должна быть выдержка.

Кроме того, хотя диаметр отверстия и фокусное расстояние являются одномерными величинами, и плёнка, и отверстие — двумерны. Это означает, что если вы измерили экспозицию при диафрагменном числе *A* как *t*, то экспозиция при диафрагменном числе *B* будет:

$$t * (B / A)^2$$

11.13.2.5. Нормализованное число *f*

Хотя многие современные камеры могут изменять диаметр своего отверстия, а следовательно и свое число *f*, довольно плавно и постепенно, так было не всегда.

Для обеспечения различных значений диафрагмы в камерах обычно использовалась

металлическая пластина с несколькими отверстиями разного размера.

Их размеры были выбраны в соответствии с приведённой выше формулой таким образом, чтобы результирующее f -число было одним из стандартных f -чисел, используемых на всех фотоаппаратах. Например, у моего очень старого фотоаппарата Kodak Duaflex IV есть три таких отверстия для чисел f — 8, 11 и 16.

Более современные камеры могут предлагать значения диафрагменного числа 2.8, 4, 5.6, 8, 11, 16, 22 и 32 (а также другие). Эти числа выбраны не произвольно: все они являются степенями квадратного корня из 2, хотя могут быть немного округлены.

11.13.2.6. Ступени числа f

Типичная камера устроена так, что установка любого из нормализованных чисел f изменяет ощущение от регулятора. Он естественным образом *останавливается* в этом положении. Из-за этого такие положения регулятора называются f -ступенями.

Поскольку значения диафрагмы на каждой ступени являются степенями квадратного корня из 2, поворот диска на 1 ступень удваивает количество света, необходимое для правильной экспозиции. Поворот на 2 ступени увеличивает требуемую экспозицию вчетверо. Поворот диска на 3 ступени требует увеличения экспозиции в 8 раз и так далее.

11.13.3. Проектирование программного обеспечения камеры-обскуры

Мы готовы решить, что именно должно делать наше программное обеспечение для камер-обскур.

11.13.3.1. Обработка ввода программы

Поскольку основная цель — помочь нам разработать работающую камеру-обскуру, мы будем использовать *фокусное расстояние* в качестве входных данных для программы. Это можно определить без программного обеспечения: правильное фокусное расстояние зависит от размера плёнки и необходимости съёмки «обычных» изображений, широкоугольных или телефото.

Большинство написанных нами до сих пор программ работали с отдельными символами или байтами в качестве входных данных: программа `hex` преобразовывала отдельные байты в шестнадцатеричное число, программа `csv` либо пропускала символ, либо удаляла его, либо заменяла на другой символ и т.д.

Одна программа, `ftuc`, использовала конечный автомат для обработки не более двух входных байтов за раз.

Но наша программа для камеры-обскуры не может работать только с отдельными символами, ей приходится иметь дело с более крупными синтаксическими единицами.

Например, если мы хотим, чтобы программа рассчитала диаметр отверстия (и другие значения, которые мы обсудим позже) для фокусных расстояний **100 мм**, **150 мм** и **210 мм**, мы можем ввести что-то вроде этого:

100, 150, 210

Наша программа должна учитывать более одного байта входных данных за раз. Когда она видит первую **1**, она должна понимать, что это первая цифра десятичного числа. Когда она видит **0** и другой **0**, она должна знать, что это следующие цифры того же числа.

Когда он встречается первую запятую, он должен понять, что больше не получает цифры первого числа. Он должен уметь преобразовать цифры первого числа в значение **100**. И цифры второго числа в значение **150**. И, конечно же, цифры третьего числа в числовое значение **210**.

Нам нужно определиться с допустимыми разделителями: должны ли входные числа разделяться запятой? Если да, то как обрабатывать два числа, разделённые чем-то другим?

Лично я предпочитаю простоту. Либо что-то является числом — и тогда я его обрабатываю. Либо не является числом — и тогда я это отбрасываю. Мне не нравится, когда компьютер жалуется на лишний символ, если *очевидно*, что он лишний. Да ладно!

Плюс, это позволяет мне разбавить монотонность вычислений и ввести запрос вместо просто числа:

What is the best pinhole diameter **for** the
focal length of 150?

Нет причины, чтобы компьютер выводил множество жалоб:

Syntax error: What
Syntax error: is
Syntax error: the
Syntax error: best

И так далее, и так далее, и так далее.

Во-вторых, мне нравится символ **#** для обозначения начала комментария, который продолжается до конца строки. Это не требует больших усилий для реализации и позволяет мне рассматривать входные файлы для моего программного обеспечения как исполняемые скрипты.

В нашем случае также необходимо определиться с единицами измерения входных данных: мы выбираем *миллиметры*, так как большинство фотографов измеряют фокусное расстояние именно в них.

Наконец, нам нужно решить, разрешать ли использование десятичной точки (в этом случае мы также должны учитывать тот факт, что во многих странах используется десятичная *запятая*).

В нашем случае разрешение десятичной точки/запятой создало бы ложное ощущение

точности: разница между фокусными расстояниями 50 и 51 практически незаметна, поэтому разрешать пользователю вводить что-то вроде 50.5 — не лучшая идея. Это моё мнение, конечно, но программу пишу я. В своей программе вы можете сделать другие выбор, разумеется.

11.13.3.2. Передача параметров программе

Самое важное, что нам нужно знать при создании камеры-обскуры — это диаметр отверстия. Поскольку мы хотим получать чёткие изображения, мы будем использовать приведённую выше формулу для расчёта диаметра отверстия от фокусного расстояния. Поскольку эксперты предлагают несколько различных значений для константы *PC*, нам нужно будет иметь выбор.

В традициях программирования в UNIX® предусмотрены два основных способа выбора параметров программы, а также значение по умолчанию на случай, если пользователь не делает выбор.

Почему есть два способа выбора?

Один из способов — это позволить (относительно) *постоянный* выбор, который применяется автоматически каждый раз при запуске программы, без необходимости каждый раз указывать, что мы хотим, чтобы она сделала.

Постоянные настройки могут быть сохранены в конфигурационном файле, обычно расположенном в домашнем каталоге пользователя. Файл обычно имеет то же имя, что и приложение, но начинается с точки. Часто к имени файла добавляется *rc*. Таким образом, наш файл может называться *~/.pinhole* или *~/.pinholerc*. (Обозначение *~/* означает домашний каталог текущего пользователя.)

Файл конфигурации в основном используется программами, у которых много настраиваемых параметров. Те, у которых он один (или несколько), часто используют другой метод: они ожидают найти параметр в *переменной окружения*. В нашем случае, мы можем посмотреть на переменную окружения с именем *PINHOLE*.

Обычно программа использует один из вышеуказанных методов. В противном случае, если в конфигурационном файле указано одно, а в переменной окружения — другое, программа может запутаться (или стать слишком сложной).

Поскольку нам нужно выбрать только *один* такой параметр, мы воспользуемся вторым методом и поищем в окружении переменную с именем *PINHOLE*.

Другой способ позволяет нам принимать *ad hoc* решения: *"Хотя обычно я хочу, чтобы ты использовал 0.039, на этот раз мне нужно 0.03872."* Другими словами, он позволяет нам *переопределить* постоянный выбор.

Такой выбор обычно осуществляется с помощью параметров командной строки.

Наконец, программе *всегда* необходим *значение по умолчанию*. Пользователь может не делать никакого выбора. Возможно, он не знает, что выбрать. Возможно, он «просто просматривает». Предпочтительно, чтобы значением по умолчанию было то, что выбрало

бы большинство пользователей. Таким образом, им не нужно выбирать. Или, точнее, они могут выбрать значение по умолчанию без дополнительных усилий.

Учитывая эту систему, программа может обнаружить конфликтующие параметры и обработать их следующим образом:

1. Если она находит *специальный* выбор (например, параметр командной строки), она должна принять этот выбор. Она должна игнорировать любой постоянный выбор и значения по умолчанию.
2. В *противном случае*, если будет найден постоянный параметр (например, переменная окружения), он должен быть принят, а значение по умолчанию — проигнорировано.
3. В *противном случае*, следует использовать значение по умолчанию.

Нам также необходимо решить, в каком *формате* должна быть наша опция **PC**.

На первый взгляд кажется очевидным использовать формат **PINHOLE=0.04** для переменной окружения и **-p0.04** для командной строки.

Разрешение этого на самом деле представляет угрозу безопасности. Константа **PC** — это очень маленькое число. Естественно, мы протестируем наше программное обеспечение, используя различные небольшие значения **PC**. Но что произойдёт, если кто-то запустит программу, выбрав огромное значение?

Это может привести к сбою программы, так как мы не разрабатывали её для обработки огромных чисел.

Или мы можем потратить больше времени на программу, чтобы она могла обрабатывать огромные числа. Мы могли бы сделать это, если бы писали коммерческое программное обеспечение для аудиторий, не знакомой с компьютерами.

Или можно сказать: *"Пусть терпит! Пользователь сам должен был разобраться."*

Или мы можем просто сделать невозможным ввод пользователем слишком большого числа. Это подход, который мы выберем: мы будем использовать *подразумеваемый префикс* 0..

Другими словами, если пользователь хочет **0.04**, мы ожидаем, что он введёт **-p04** или установит **PINHOLE=04** в своём окружении. Таким образом, если он укажет **-p9999999**, мы интерпретируем это как **0.9999999** — всё ещё нелепо, но по крайней мере безопаснее.

Во-вторых, многие пользователи просто захотят использовать либо константу Бендера, либо константу Коннора. Чтобы облегчить им задачу, мы будем интерпретировать **-b** как идентичное **-p04**, а **-c** как идентичное **-p037**.

11.13.3.3. Вывод результата

Нам нужно решить, что наше программное обеспечение должно отправлять на вывод и в каком формате.

Поскольку наши входные данные допускают неограниченное количество значений

фокусного расстояния, имеет смысл использовать традиционный вывод в стиле базы данных, показывая результат вычислений для каждого фокусного расстояния на отдельной строке, разделяя все значения в строке символом табуляции.

Опционально, мы также должны разрешить пользователю указать использование формата CSV, который мы изучили ранее. В этом случае мы выведем строку с разделёнными запятыми названиями, описывающими каждое поле каждой строки, а затем отобразим результаты как прежде, но заменив **табуляцию** на **запятую**.

Нам нужна опция командной строки для формата CSV. Мы не можем использовать **-с**, потому что это уже означает *использовать константу Коннора*. По какой-то странной причине многие веб-сайты называют CSV-файлы "*электронными таблицами Excel*" (хотя формат CSV появился раньше Excel). Поэтому мы будем использовать переключатель **-е**, чтобы указать нашему программному обеспечению, что мы хотим получить вывод в формате CSV.

Мы начнем каждую строку вывода с фокусного расстояния. Это может показаться избыточным сначала, особенно в интерактивном режиме: пользователь вводит фокусное расстояние, а мы его повторяем.

Но пользователь может ввести несколько фокусных расстояний в одной строке. Ввод также может поступать из файла или вывода другой программы. В этом случае пользователь вообще не видит вводимые данные.

Таким же образом, вывод может быть направлен в файл, который мы захотим изучить позже, или на принтер, или стать входными данными для другой программы.

Итак, имеет полный смысл начинать каждую строку с фокусного расстояния, введённого пользователем.

Нет, подождите! Не так, как ввел пользователь. Что, если пользователь введет что-то вроде этого:

```
00000000150
```

Очевидно, нам нужно удалить ведущие нули.

Итак, можно рассмотреть вариант чтения пользовательского ввода как есть, преобразования его в бинарный вид внутри FPU и последующего вывода оттуда.

Но...

Что делать, если пользователь введёт что-то вроде этого:

```
174597657234523534535345353530530534563507309676764423
```

Ха! Упакованный десятичный формат FPU позволяет нам вводить 18-значные числа. Но пользователь ввёл больше 18 цифр. Как нам обработать это?

Хорошо, мы *могли бы* изменить наш код, чтобы он читал первые 18 цифр, передавал их в FPU, затем читал ещё, умножал уже имеющееся на вершине стека (TOS) на 10 в степени количества дополнительных цифр, а затем выполнял **сложение** с этим значением.

Да, мы могли бы так поступить. Но в *этой* программе это было бы нелепо (в другой это могло бы быть как раз тем, что нужно): даже длина окружности Земли, выраженная в миллиметрах, занимает всего 11 цифр. Очевидно, мы не можем построить камеру такого размера (по крайней мере, пока).

Итак, если пользователь вводит такое огромное число, он либо скучает, либо проверяет нас, либо пытается взломать систему, либо играет — делает что угодно, кроме проектирования камеры-обскуры.

Что мы будем делать?

Мы ударим его по лицу, образно говоря:

```
174597657234523534535345353530534563507309676764423    ??? ??? ??? ??? ???
```

Для этого мы просто проигнорируем все ведущие нули. Как только мы найдем ненулевую цифру, мы инициализируем счетчик значением 0 и начнем выполнять три шага:

1. Отправить цифру на выход.
2. Добавить цифру в буфер, который мы позже используем для создания упакованного десятичного числа, которое можно отправить в FPU.
3. Увеличить счетчик.

Теперь, пока мы выполняем эти три шага, нам также необходимо следить за одним из двух условий:

- Если счётчик превышает 18, мы прекращаем добавление в буфер. Мы продолжаем читать цифры и отправлять их на вывод.
- Если, или скорее *когда*, следующий вводимый символ не является цифрой, мы завершаем ввод на данный момент.

Между прочим, мы можем просто отбросить нецифровой символ, если это не #, который необходимо вернуть во входной поток. Он начинает комментарий, поэтому мы должны увидеть его после завершения вывода и начала поиска следующего ввода.

Остается одна непокрытая возможность: если пользователь вводит только ноль (или несколько нулей), мы никогда не найдем ненулевое значение для отображения.

Мы можем определить, что это произошло, когда наш счетчик остается на 0. В этом случае нам нужно отправить 0 на выход и выполнить еще один "удар по лицу":

```
0    ??? ??? ??? ??? ???
```

Как только мы определили фокусное расстояние и убедились, что оно корректно (больше 0, но не превышает 18 цифр), можно рассчитать диаметр отверстия.

Не случайно слово *булавочное ушко* содержит слово *булавка*. Действительно, многие малые отверстия буквально являются дырками от булавки — отверстиями, аккуратно проделанными остриём булавки.

Вот потому что типичное отверстие очень маленькое. Наша формула дает результат в миллиметрах. Мы умножим его на 1000, чтобы вывести результат в микронах.

На этом этапе нас ожидает ещё одна ловушка: *Излишняя точность*.

Да, FPU был разработан для вычислений с высокой точностью. Но мы имеем дело не с вычислениями высокой точности. Мы имеем дело с физикой (конкретно, с оптикой).

Предположим, мы хотим превратить грузовик в камеру-обскуру (мы будем не первыми, кто это сделал!). Допустим, его кузов имеет длину 12 метров, значит, фокусное расстояние равно 12000. Используя константу Бендера, получаем квадратный корень из 12000, умноженный на 0.04, что составляет 4.381780460 миллиметра или 4381.780460 микрона.

Как ни посмотри, результат абсурдно точен. Наш грузовик не имеет *точно* 12000 миллиметров в длину. Мы не измеряли его длину с такой точностью, поэтому утверждение, что нам нужна отверстие диаметром 4,381780460 миллиметра, мягко говоря, вводит в заблуждение. 4,4 миллиметра будет вполне достаточно.



Я "всего лишь" использовал десять цифр в приведенном выше примере. Представьте абсурдность попытки использовать все 18!

Нам нужно ограничить количество значащих цифр в нашем результате. Один из способов сделать это — использовать целое число, представляющее микроны. Таким образом, нашему грузовику потребуется отверстие диаметром 4382 микрона. Глядя на это число, мы всё же решаем, что 4400 микрон, или 4.4 миллиметра, достаточно близко.

Кроме того, мы можем решить, что независимо от размера результата, мы хотим отображать только четыре значащих цифры (или любое другое их количество, конечно). Увы, FPU не поддерживает округление до определенного количества цифр (в конце концов, он воспринимает числа не как десятичные, а как двоичные).

Следовательно, мы должны разработать алгоритм для уменьшения количества значащих цифр.

Вот мой (я думаю, он неуклюжий — если у вас есть вариант лучше, *пожалуйста*, дайте мне знать):

1. Инициализировать счетчик значением 0.
2. Пока число больше или равно 10000, делим его на 10 и увеличиваем счётчик.
3. Вывести результат.
4. Пока счетчик больше 0, выводить 0 и уменьшать счетчик.



10000 подходит только если вам нужно *четыре* значащих цифры. Для любого другого количества значащих цифр замените **10000** на **10** в степени, равной количеству значащих цифр.

Мы затем выведем диаметр отверстия в микронах, округлённый до четырёх значащих цифр.

На этом этапе нам известны *фокусное расстояние* и *диаметр отверстия*. Это означает, что у нас достаточно информации для расчёта *диафрагменного числа*.

Мы отобразим число f , округлённое до четырёх значащих цифр. Скорее всего, само число f мало что нам скажет. Чтобы придать ему больше смысла, мы можем найти ближайшее *нормализованное число* f , то есть ближайшую степень квадратного корня из 2.

Мы делаем это, умножая фактическое значение диафрагмы на само себя, что, конечно же, даст нам его **квадрат**. Затем мы вычислим его логарифм по основанию 2, что намного проще, чем вычисление логарифма по основанию квадратного корня из 2! Мы округлим результат до ближайшего целого числа. Далее мы возведём 2 в полученную степень. На самом деле, FPU предоставляет нам удобный способ сделать это: мы можем использовать код операции **fscale** для "масштабирования" 1, что аналогично **сдвигу** целого числа влево. Наконец, мы вычисляем квадратный корень из всего этого и получаем ближайшее нормализованное значение диафрагмы.

Если всё это звучит ошеломляюще — или, возможно, слишком сложно — всё может стать гораздо понятнее, если увидеть код. Вместе это занимает всего 9 инструкций процессора:

```
fmul    st0, st0
fld1
fld st1
fyl2x
frndint
fld1
fscale
fsqrt
fstp    st1
```

Первая строка, **fmul st0, st0**, возводит в квадрат содержимое TOS (вершина стека, то же что **st**, называется **st0** в nasm). Команда **fld1** помещает **1** на вершину стека.

Следующая строка, **fld st1**, помещает квадрат обратно в TOS. На этом этапе квадрат находится и в **st**, и в **st(2)** (скоро станет ясно, зачем мы оставляем вторую копию в стеке). В **st(1)** содержится **1**.

Далее, **fyl2x** вычисляет логарифм по основанию 2 от **st**, умноженный на **st(1)**. Именно поэтому мы ранее поместили **1** в **st(1)**.

На этом этапе **st** содержит логарифм, который мы только что вычислили, а **st(1)** содержит квадрат фактического значения диафрагменного числа, который мы сохранили для последующего использования.

`frndint` округляет TOS до ближайшего целого числа. `fld1` помещает 1 в стек. `fscale` сдвигает 1, находящееся на TOS, на значение в `st(1)`, фактически возводя 2 в степень `st(1)`.

Наконец, `fsqrt` вычисляет квадратный корень из результата, т.е. ближайшее нормализованное число `f`.

У нас теперь есть ближайшее нормализованное число `f` на вершине стека (TOS), округлённый до ближайшего целого двоичный логарифм в `st(1)` и квадрат фактического число `f` в `st(2)`. Мы сохраняем значение в `st(2)` для последующего использования.

Но нам больше не нужно содержимое `st(1)`. Последняя строка, `fstp st1`, помещает содержимое `st` в `st(1)` и выполняет извлечение. В результате, то, что было `st(1)`, теперь становится `st`, то, что было `st(2)`, теперь становится `st(1)`, и так далее. Новый `st` содержит нормализованное число `f`. Новый `st(1)` содержит квадрат фактического число `f`, который мы сохранили для потомков.

На этом этапе мы готовы вывести нормализованное число `f`. Поскольку оно нормализовано, мы не будем округлять его до четырёх значащих цифр, а отправим его с полной точностью.

Нормализованное диафрагменное число полезно, пока оно достаточно мало и может быть найдено на нашем экспонометре. В противном случае нам нужен другой метод определения правильной экспозиции.

Ранее мы вывели формулу для расчёта правильной экспозиции при произвольной диафрагме на основе измерений, сделанных при другой диафрагме.

Каждый экспонометр, который я когда-либо видел, может определить правильную экспозицию при `f5.6`. Поэтому мы рассчитаем "множитель `f5.6`", то есть насколько нужно умножить экспозицию, измеренную при `f5.6`, чтобы определить правильную экспозицию для нашей камеры-обскуры.

Из приведённой формулы мы знаем, что этот коэффициент можно вычислить, разделив наше число `f` (фактическое, а не нормализованное) на `5.6` и возведя результат в квадрат.

Математически, деление квадрата нашего числа `f` на квадрат `5.6` даст нам тот же результат.

С вычислительной точки зрения, нам не нужно возводить в квадрат два числа, когда можно возвести только одно. Таким образом, первое решение на первый взгляд кажется лучше.

Но...

`5.6` — это константа. Нам не нужно заставлять наш FPU тратить драгоценные циклы. Мы можем просто указать ему разделить квадрат `f`-числа на то, чему равно `5.62`. Или мы можем разделить `f`-число на `5.6`, а затем возвести результат в квадрат. Теперь оба способа кажутся равнозначными.

Но они не такие!

Изучив принципы фотографии выше, мы помним, что `5.6` — это квадратный корень из 2, возведённый в пятую степень. Это *иррациональное* число. Квадрат этого числа *ровно 32*.

32 — это не просто целое число, это степень двойки. Нам не нужно делить квадрат числа f на 32. Достаточно использовать `fscale` для сдвига вправо на пять позиций. В терминологии FPU это означает, что мы применим `fscale` со значением `st(1)` равным -5. Это *гораздо быстрее*, чем деление.

Итак, теперь стало ясно, зачем мы сохранили квадрат числа f на вершине стека FPU. Расчёт множителя для $f5.6$ — это самое простое вычисление во всей программе! Мы выведем его, округлив до четырёх значащих цифр.

Есть ещё одно полезное число, которое мы можем вычислить: количество ступеней, на которые наше значение диафрагмы отличается от $f5.6$. Это может помочь, если наше значение диафрагмы находится чуть за пределами диапазона нашего экспонометра, но у нас есть затвор, который позволяет устанавливать различные выдержки, и этот затвор использует ступени.

Предположим, наше число диафрагмы на 5 ступеней отличается от $f5.6$, а экспонометр показывает, что нужно использовать выдержку 1/1000 сек. Тогда мы можем сначала установить выдержку на 1/1000, а затем повернуть диск на 5 ступеней.

Этот расчёт также довольно прост. Все, что нам нужно сделать, это вычислить логарифм по основанию 2 от множителя $f5.6$, который мы только что рассчитали (хотя нам нужно его значение до округления). Затем мы выводим результат, округленный до ближайшего целого числа. Нам не нужно беспокоиться о наличии более четырех значащих цифр в этом случае: скорее всего, результат будет содержать только одну или две цифры.

11.13.4. Оптимизации FPU

В ассемблерном коде мы можем оптимизировать инструкции FPU способами, невозможными в языках высокого уровня, включая C.

Всякий раз, когда функции на языке C требуется вычислить значение с плавающей запятой, она загружает все необходимые переменные и константы в регистры FPU. Затем выполняются все необходимые вычисления для получения правильного результата. Хорошие компиляторы C могут очень эффективно оптимизировать эту часть кода.

Он "возвращает" значение, оставляя результат на вершине стека (TOS). Однако перед возвратом он выполняет очистку. Все переменные и константы, использованные в вычислениях, теперь удалены из FPU.

Он не может сделать то, что мы только что сделали выше: мы вычислили квадрат числа f и оставили его в стеке для последующего использования другой функцией.

Мы *знали*, что это значение понадобится позже. Мы также знали, что у нас достаточно места в стеке (в котором помещается только 8 чисел), чтобы сохранить его там.

Компилятор C не может знать, что значение, находящееся в стеке, потребуется снова в ближайшем будущем.

Конечно, программист на C может это знать. Но единственное средство, которое у него есть, — это сохранить значение в переменной памяти.

Это означает, что значение будет изменено с 80-битной точности, используемой внутри FPU, на тип *double* (64 бита) или даже *single* (32 бита) в С.

Это также означает, что значение должно быть перемещено из TOS в память, а затем обратно. Увы, среди всех операций с FPU, доступ к памяти компьютера является самым медленным.

Итак, при программировании FPU на языке ассемблера ищите способы хранения промежуточных результатов в стеке FPU.

Мы можем развить эту идею еще дальше! В нашей программе мы используем *константу* (ту, которую назвали *PC*).

Не имеет значения, сколько диаметров отверстий мы рассчитываем: 1, 10, 20, 1000, мы всегда используем одну и ту же константу. Следовательно, мы можем оптимизировать нашу программу, сохраняя константу в стеке всё время.

В начале нашей программы мы вычисляем значение указанной константы. Нам нужно разделить наш вход на *10* для каждой цифры в константе.

Гораздо быстрее умножать, чем делить. Поэтому в начале нашей программы мы делим *1* на *10*, чтобы получить *0.1*, который затем сохраняем в стеке: вместо того чтобы делить ввод на *10* для каждой цифры, мы умножаем его на *0.1*.

Кстати, мы не вводим *0.1* напрямую, хотя могли бы. У нас есть причина для этого: хотя *0.1* можно выразить всего одним десятичным знаком, мы не знаем, сколько *двоичных* разрядов для этого потребуется. Поэтому мы позволяем FPU вычислить его двоичное значение с собственной высокой точностью.

Мы используем другие константы: умножаем диаметр отверстия на *1000*, чтобы перевести его из миллиметров в микроны. Мы сравниваем числа с *10000*, когда округляем их до четырёх значащих цифр. Таким образом, мы оставляем и *1000*, и *10000* в стеке. И, конечно же, мы повторно используем *0.1* при округлении чисел до четырёх цифр.

И последнее, но не менее важное: мы оставляем *-5* в стеке. Он нам нужен для масштабирования квадрата числа *f* вместо деления его на *32*. Не случайно мы загружаем эту константу последней. Это делает её вершиной стека, когда в нём находятся только константы. Таким образом, при масштабировании квадрата число *f -5* находится в *st(1)*, именно там, где *fscale* ожидает его увидеть.

Это обычная ситуация, когда некоторые константы создаются с нуля, вместо загрузки их из памяти. Именно это мы делаем с *-5*:

```
fld1          ; TOS = 1
fadd  st0, st0 ; TOS = 2
fadd  st0, st0 ; TOS = 4
fld1          ; TOS = 1
faddp  st1, st0 ; TOS = 5
fchs          ; TOS = -5
```

Мы можем обобщить все эти оптимизации в одном правиле: *Держите повторяющиеся значения в стеке!*



PostScript® — это стековый язык программирования. Существует гораздо больше книг о *PostScript®*, чем о языке ассемблера FPU: освоение *PostScript®* поможет вам овладеть FPU.

11.13.5. Код pinhole

```
;;;;;;;;; pinhole.asm ;;;;;;;;;;
;
; Find various parameters of a pinhole camera construction and use
;
; Started: 9-Jun-2001
; Updated: 10-Jun-2001
;
; Copyright (c) 2001 G. Adam Stanislav
; All rights reserved.
;
;;;;;;;;;

%include 'system.inc'

%define BUFSIZE 2048

section .data
align 4
ten dd 10
thousand dd 1000
tthou dd 10000
fd.in dd stdin
fd.out dd stdout
envar db 'PINHOLE=' ; Exactly 8 bytes, or 2 dwords long
pinhole db '04,' ; Bender's constant (0.04)
connors db '037', 0Ah ; Connors' constant
usg db 'Usage: pinhole [-b] [-c] [-e] [-p <value>] [-o <outfile>] [-i <infile>]', 0Ah
usglen equ $-usg
iemsg db "pinhole: Can't open input file", 0Ah
iemlen equ $-iemsg
oemsg db "pinhole: Can't create output file", 0Ah
oemlen equ $-oemsg
pinmsg db "pinhole: The PINHOLE constant must not be 0", 0Ah
pinlen equ $-pinmsg
toobig db "pinhole: The PINHOLE constant may not exceed 18 decimal places", 0Ah
biglen equ $-toobig
huhmsg db 9, '???'
separ db 9, '???'
sep2 db 9, '???'
sep3 db 9, '???'
;
```

```

sep4    db  9, '???' , 0Ah
huhlen  equ $-huhmsg
header  db  'focal length in millimeters,pinhole diameter in microns,'
        db  'F-number,normalized F-number,F-5.6 multiplier,stops '
        db  'from F-5.6', 0Ah
headlen equ $-header

section .bss
ibuffer resb    BUFSIZE
obuffer resb    BUFSIZE
dbuffer resb    20      ; decimal input buffer
bbuffer resb    10      ; BCD buffer

section .text
align 4
huh:
    call    write
    push    dword huhlen
    push    dword huhmsg
    push    dword [fd.out]
    sys.write
    add esp, byte 12
    ret

align 4
perr:
    push    dword pinlen
    push    dword pinmsg
    push    dword stderr
    sys.write
    push    dword 4      ; return failure
    sys.exit

align 4
consttoobig:
    push    dword biglen
    push    dword toobig
    push    dword stderr
    sys.write
    push    dword 5      ; return failure
    sys.exit

align 4
ierr:
    push    dword iemlen
    push    dword iemsg
    push    dword stderr
    sys.write
    push    dword 1      ; return failure
    sys.exit

```



```

align 4
oerr:
    push    dword oemlen
    push    dword oemsg
    push    dword stderr
    sys.write
    push    dword 2
    sys.exit

align 4
usage:
    push    dword usglen
    push    dword usg
    push    dword stderr
    sys.write
    push    dword 3
    sys.exit

align 4
global _start
_start:
    add esp, byte 8 ; discard argc and argv[0]
    sub esi, esi

.arg:
    pop ecx
    or  ecx, ecx
    je  near .getenv      ; no more arguments

    ; ECX contains the pointer to an argument
    cmp byte [ecx], '-'
    jne usage

    inc ecx
    mov ax, [ecx]
    inc ecx

.o:
    cmp al, 'o'
    jne .i

    ; Make sure we are not asked for the output file twice
    cmp dword [fd.out], stdout
    jne usage

    ; Find the path to output file - it is either at [ECX+1],
    ; i.e., -ofile --
    ; or in the next argument,
    ; i.e., -o file

    or  ah, ah

```

```

    jne .openoutput
    pop ecx
    jecxz  usage

.openoutput:
    push    dword 420    ; file mode (644 octal)
    push    dword 0200h | 0400h | 01h
    ; O_CREAT | O_TRUNC | O_WRONLY
    push    ecx
    sys.open
    jc  near oerr

    add esp, byte 12
    mov [fd.out], eax
    jmp short .arg

.i:
    cmp al, 'i'
    jne .p

    ; Make sure we are not asked twice
    cmp dword [fd.in], stdin
    jne near usage

    ; Find the path to the input file
    or  ah, ah
    jne .openinput
    pop ecx
    or  ecx, ecx
    je near usage

.openinput:
    push    dword 0      ; O_RDONLY
    push    ecx
    sys.open
    jc  near ierr        ; open failed

    add esp, byte 8
    mov [fd.in], eax
    jmp .arg

.p:
    cmp al, 'p'
    jne .c
    or  ah, ah
    jne .pcheck

    pop ecx
    or  ecx, ecx
    je  near usage

```

```

    mov ah, [ecx]

.pcheck:
    cmp ah, '0'
    jl  near usage
    cmp ah, '9'
    ja  near usage
    mov esi, ecx
    jmp .arg

.c:
    cmp al, 'c'
    jne .b
    or  ah, ah
    jne near usage
    mov esi, connors
    jmp .arg

.b:
    cmp al, 'b'
    jne .e
    or  ah, ah
    jne near usage
    mov esi, pinhole
    jmp .arg

.e:
    cmp al, 'e'
    jne near usage
    or  ah, ah
    jne near usage
    mov al, ','
    mov [huhmsg], al
    mov [separ], al
    mov [sep2], al
    mov [sep3], al
    mov [sep4], al
    jmp .arg

align 4
.getenv:
    ; If ESI = 0, we did not have a -p argument,
    ; and need to check the environment for "PINHOLE="
    or  esi, esi
    jne .init

    sub ecx, ecx

.nextenv:
    pop esi
    or  esi, esi

```

```

je .default ; no PINHOLE envvar found

; check if this envvar starts with 'PINHOLE='
mov edi, envvar
mov cl, 2 ; 'PINHOLE=' is 2 dwords long
rep cmpsd
jne .nextenv

; Check if it is followed by a digit
mov al, [esi]
cmp al, '0'
jl .default
cmp al, '9'
jbe .init
; fall through

```

```

align 4
.default:
; We got here because we had no -p argument,
; and did not find the PINHOLE envvar.
mov esi, pinhole
; fall through

```

```

align 4
.init:
sub eax, eax
sub ebx, ebx
sub ecx, ecx
sub edx, edx
mov edi, dbuffer+1
mov byte [dbuffer], '0'

```

```

; Convert the pinhole constant to real
.constloop:
lodsb
cmp al, '9'
ja .setconst
cmp al, '0'
je .processconst
jb .setconst

inc dl

```

```

.processconst:
inc cl
cmp cl, 18
ja near consttoobig
stosb
jmp short .constloop

```

```

align 4

```

```

.setconst:
    or    dl, dl
    je    near perr

    finit
    fild   dword [tthou]

    fld1
    fild   dword [ten]
    fdivp  st1, st0

    fild   dword [thousand]
    mov edi, obuffer

    mov ebp, ecx
    call   bcdload

.constdiv:
    fmul   st0, st2
    loop   .constdiv

    fld1
    fadd   st0, st0
    fadd   st0, st0
    fld1
    faddp  st1, st0
    fchs

    ; If we are creating a CSV file,
    ; print header
    cmp byte [separ], ','
    jne .bigloop

    push   dword headlen
    push   dword header
    push   dword [fd.out]
    sys.write

.bigloop:
    call   getchar
    jc     near done

    ; Skip to the end of the line if you got '#'
    cmp al, '#'
    jne .num
    call   skiptoendl
    jmp short .bigloop

.num:
    ; See if you got a number
    cmp al, '0'

```

```

    jl .bigloop
    cmp al, '9'
    ja .bigloop

    ; Yes, we have a number
    sub ebp, ebp
    sub edx, edx

.number:
    cmp al, '0'
    je .number0
    mov dl, 1

.number0:
    or dl, dl      ; Skip leading 0's
    je .nextnumber
    push    eax
    call    putchar
    pop    eax
    inc    ebp
    cmp    ebp, 19
    jae    .nextnumber
    mov    [dbuffer+ebp], al

.nextnumber:
    call    getchar
    jc     .work
    cmp    al, '#'
    je     .ungetc
    cmp    al, '0'
    jl     .work
    cmp    al, '9'
    ja     .work
    jmp    short .number

.ungetc:
    dec    esi
    inc    ebx

.work:
    ; Now, do all the work
    or    dl, dl
    je     near .work0

    cmp    ebp, 19
    jae    near .toobig

    call    bcdload

    ; Calculate pinhole diameter

```

```

    fld st0 ; save it
    fsqrt
    fmul    st0, st3
    fld st0
    fmul    st5
    sub ebp, ebp

    ; Round off to 4 significant digits
.diameter:
    fcom    st0, st7
    fstsw   ax
    sahf
    jb     .printdiameter
    fmul    st0, st6
    inc ebp
    jmp short .diameter

.printdiameter:
    call    printnumber ; pinhole diameter

    ; Calculate F-number

    fdivp   st1, st0
    fld st0

    sub ebp, ebp

.fnumber:
    fcom    st0, st6
    fstsw   ax
    sahf
    jb     .printfnumber
    fmul    st0, st5
    inc ebp
    jmp short .fnumber

.printfnumber:
    call    printnumber ; F number

    ; Calculate normalized F-number
    fmul    st0, st0
    fld1
    fld st1
    fyl2x
    frndint
    fld1
    fscale
    fsqrt
    fstp    st1

    sub ebp, ebp

```

```

    call    printnumber

    ; Calculate time multiplier from F-5.6

    fscale
    fld st0

    ; Round off to 4 significant digits
.fmul:
    fcom    st0, st6
    fstsw   ax
    sahf

    jb .printfmul
    inc ebp
    fmul    st0, st5
    jmp short .fmul

.printfmul:
    call    printnumber ; F multiplier

    ; Calculate F-stops from 5.6

    fld1
    fxch    st1
    fyl2x

    sub ebp, ebp
    call    printnumber

    mov al, 0Ah
    call    putchar
    jmp .bigloop

.work0:
    mov al, '0'
    call    putchar

align 4
.toobig:
    call    huh
    jmp .bigloop

align 4
done:
    call    write        ; flush output buffer

    ; close files
    push    dword [fd.in]
    sys.close

```



```

    push    dword [fd.out]
    sys.close

    finit

    ; return success
    push    dword 0
    sys.exit

align 4
skiptoeol:
    ; Keep reading until you come to cr, lf, or eof
    call    getchar
    jc     done
    cmp al, 0Ah
    jne .cr
    ret

.cr:
    cmp al, 0Dh
    jne skiptoeol
    ret

align 4
getchar:
    or     ebx, ebx
    jne .fetch

    call    read

.fetch:
    lodsb
    dec ebx
    cld
    ret

read:
    jecxz   .read
    call    write

.read:
    push    dword BUFSIZE
    mov esi, ibuffer
    push    esi
    push    dword [fd.in]
    sys.read
    add esp, byte 12
    mov ebx, eax
    or     eax, eax
    je     .empty
    sub eax, eax

```

```

    ret

align 4
.empty:
    add esp, byte 4
    stc
    ret

align 4
putchar:
    stosb
    inc ecx
    cmp ecx, BUFSIZE
    je write
    ret

align 4
write:
    jecxz .ret    ; nothing to write
    sub edi, ecx  ; start of buffer
    push ecx
    push edi
    push dword [fd.out]
    sys.write
    add esp, byte 12
    sub eax, eax
    sub ecx, ecx  ; buffer is empty now
.ret:
    ret

align 4
bcdload:
    ; EBP contains the number of chars in dbuffer
    push ecx
    push esi
    push edi

    lea ecx, [ebp+1]
    lea esi, [dbuffer+ebp-1]
    shr ecx, 1

    std

    mov edi, bbuffer
    sub eax, eax
    mov [edi], eax
    mov [edi+4], eax
    mov [edi+2], ax

.loop:
    lodsw

```

```

    sub ax, 3030h
    shl al, 4
    or  al, ah
    mov [edi], al
    inc edi
    loop .loop

    fbld    [bbuffer]

    cld
    pop edi
    pop esi
    pop ecx
    sub eax, eax
    ret

align 4
printnumber:
    push    ebp
    mov al, [separ]
    call    putchar

    ; Print the integer at the TOS
    mov ebp, bbuffer+9
    fbstp   [bbuffer]

    ; Check the sign
    mov al, [ebp]
    dec ebp
    or  al, al
    jns .leading

    ; We got a negative number (should never happen)
    mov al, '-'
    call    putchar

.leading:
    ; Skip leading zeros
    mov al, [ebp]
    dec ebp
    or  al, al
    jne .first
    cmp ebp, bbuffer
    jae .leading

    ; We are here because the result was 0.
    ; Print '0' and return
    mov al, '0'
    jmp putchar

.first:

```

```

; We have found the first non-zero.
; But it is still packed
test    al, 0F0h
jz      .second
push    eax
shr     al, 4
add     al, '0'
call    putchar
pop     eax
and     al, 0Fh

.second:
    add al, '0'
    call    putchar

.next:
    cmp     ebp, bbuffer
    jb      .done

    mov     al, [ebp]
    push    eax
    shr     al, 4
    add     al, '0'
    call    putchar
    pop     eax
    and     al, 0Fh
    add     al, '0'
    call    putchar

    dec     ebp
    jmp     short .next

.done:
    pop     ebp
    or      ebp, ebp
    je      .ret

.zeros:
    mov     al, '0'
    call    putchar
    dec     ebp
    jne     .zeros

.ret:
    ret

```

Код следует тому же формату, что и все остальные фильтры, которые мы видели ранее, с одним небольшим исключением:

Мы больше не предполагаем, что конец ввода означает конец задач,

как мы привыкли в фильтрах, *ориентированных на символы*.

Этот фильтр не обрабатывает символы. Он обрабатывает язык (хотя и очень простой, состоящий только из чисел).

Когда у нас больше нет входных данных, это может означать одно из двух:

- Мы закончили и можем выйти. Это то же самое, что и раньше.
- Последний прочитанный символ был цифрой. Мы сохранили его в конце буфера преобразования ASCII в число с плавающей точкой. Теперь нам нужно преобразовать содержимое этого буфера в число и записать последнюю строку нашего вывода.

По этой причине мы изменили наши подпрограммы `getchar` и `read`, чтобы они возвращались с сброшенным флагом `carry`, когда получают очередной символ из ввода, или с установленным флагом `carry`, когда ввода больше нет.

Конечно, мы по-прежнему используем магию ассемблера для этого! Внимательно посмотрите на `getchar`. Он *всегда* возвращает *очищенный флаг переноса*.

Тем не менее, наш основной код использует *флаг переноса* для определения момента завершения — и это работает.

Волшебство кроется в `read`. Каждый раз, когда он получает больше входных данных от системы, он просто возвращается к `getchar`, который извлекает символ из входного буфера, *сбрасывает* флаг переноса (`carry flag`) и возвращает управление.

Но когда `read` больше не получает входных данных от системы, он *не* возвращается к `getchar` вообще. Вместо этого, инструкция `add esp, byte 4` добавляет 4 к ESP, *устанавливает* флаг переноса (`carry flag`) и возвращает управление.

Итак, куда же она возвращается? Каждый раз, когда программа использует операцию `call`, микропроцессор делает `push` для адрес возврата, то есть сохраняет его на вершине стека (не стека FPU, а системного стека, который находится в памяти). Когда программа использует операцию `ret`, микропроцессор делает `pop` для значения

возврата из стека и переходит по адресу, который там был сохранён.

Но поскольку мы добавили 4 к ESP (который является регистром указателя стека), мы фактически вызвали у микропроцессора лёгкий случай *амнезии*: он больше не помнит, что именно `getchar` вызвал `read`.

И поскольку `getchar` не делал `push` ни для чего перед вызовом `read`, верхушка стека теперь содержит адрес возврата к тому, что или кто вызывал `getchar`. С точки зрения этого вызывающего, он вызывал `getchar`, который вызвал `ret` с установленным *флагом переноса*!

Помимо этого, процедура `bcdload` оказывается втянута в лилипутский конфликт между Биг-Эндианцами и Литл-Эндианцами.

Он преобразует текстовое представление числа в само число: текст хранится в порядке `big-endian`, но *упакованный десятичный* формат имеет порядок `little-endian`.

Для разрешения конфликта мы используем инструкцию процессора `std` в самом начале. Позже мы отменяем его с помощью `cld`: очень важно не вызывать ничего, что может зависеть от стандартного значения *флага направления*, пока активен `std`.

Всё остальное в этом коде должно быть достаточно понятным, при условии, что вы прочитали всю предшествующую главу.

Это классический пример поговорки о том, что программирование требует много размышлений и лишь немного кодирования. Как только мы продумаем каждую мельчайшую деталь, код практически напишется сам.

11.13.6. Использование программы `pinhole`

Поскольку мы решили сделать так, чтобы программа *игнорировала* любой ввод, кроме чисел (и даже их внутри комментария), мы можем выполнять *текстовые запросы*. Мы не *обязаны* этого делать, но *можем*.

По моему скромному мнению, формирование текстового запроса вместо необходимости следовать очень строгому синтаксису делает программное обеспечение гораздо более дружелюбным к пользователю.

Предположим, мы хотим построить камеру-обскуру для использования плёнки размером 4x5 дюймов. Стандартное фокусное расстояние для такой плёнки составляет около 150 мм. Мы хотим *точно настроить* фокусное расстояние, чтобы диаметр отверстия был как можно более круглым числом. Допустим также, что мы хорошо разбираемся в фотоаппаратах, но немного боимся компьютеров. Вместо того чтобы просто вводить кучу цифр, мы хотим *задать* пару вопросов.

Наша сессия может выглядеть так:

```
% pinhole
```

Computer,

What size pinhole **do** I need **for** the focal length of 150?

150 490 306 362 2930 12

Hmmm... How about 160?

160 506 316 362 3125 12

Let's make it 155, please.

155 498 311 362 3027 12

Ah, let's try 157...

157 501 313 362 3066 12

156?

156 500 312 362 3047 12

That's it! Perfect! Thank you very much!

^D

Мы выяснили, что при фокусном расстоянии 150 мм диаметр отверстия должен составлять 490 микрон, или 0,49 мм, но если взять почти идентичное фокусное расстояние 156 мм, можно использовать отверстие диаметром ровно половину миллиметра.

11.13.7. Скриптинг

Поскольку мы выбрали символ **#** для обозначения начала комментария, мы можем рассматривать наше программное обеспечение pinhole как *скриптовый язык*.

Вы, вероятно, видели *сценарии* оболочки, которые начинаются с:

```
#!/bin/sh
```

...или...

```
#!/bin/sh
```

...потому что пробел после **#!** необязателен.

Когда UNIX® получает запрос на выполнение исполняемого файла, который начинается с **#!**, он предполагает, что это скрипт. Он добавляет команду к остальной части первой строки скрипта и пытается выполнить её.

Предположим, что мы установили pinhole в /usr/local/bin/, теперь мы можем написать скрипт для расчёта различных диаметров отверстий, подходящих для различных фокусных расстояний, обычно используемых с плёнкой 120.

Скрипт может выглядеть примерно так:

```
#!/usr/local/bin/pinhole -b -i
# Find the best pinhole diameter
```

```
# for the 120 film

### Standard
80

### Wide angle
30, 40, 50, 60, 70

### Telephoto
100, 120, 140
```

Поскольку 120 — это плёнка среднего размера, мы можем назвать этот файл **medium**.

Мы можем установить права на выполнение и запустить его, как если бы это была программа:

```
% chmod 755 medium
% ./medium
```

UNIX® интерпретирует последнюю команду следующим образом:

```
% /usr/local/bin/pinhole -b -i ./medium
```

Он выполнит эту команду и отобразит:

```
80 358 224 256 1562 11
30 219 137 128 586 9
40 253 158 181 781 10
50 283 177 181 977 10
60 310 194 181 1172 10
70 335 209 181 1367 10
100 400 250 256 1953 11
120 438 274 256 2344 11
140 473 296 256 2734 11
```

Теперь введем:

```
% ./medium -c
```

UNIX® интерпретирует это следующим образом:

```
% /usr/local/bin/pinhole -b -i ./medium -c
```

Это дает ему два конфликтующих параметра: **-b** и **-c** (Использовать константу Бендера и

использовать константу Коннора). Мы запрограммировали его так, что более поздние параметры переопределяют ранние — наша программа будет вычислять все, используя константу Коннора:

```
80 331 242 256 1826 11
30 203 148 128 685 9
40 234 171 181 913 10
50 262 191 181 1141 10
60 287 209 181 1370 10
70 310 226 256 1598 11
100 370 270 256 2283 11
120 405 296 256 2739 11
140 438 320 362 3196 12
```

Мы решаем, что всё же выбираем константу Бендера. Мы хотим сохранить её значения в виде файла с разделителями-запятыми:

```
% ./medium -b -e > bender
% cat bender
focal length in millimeters,pinhole diameter in microns,F-number,normalized F-
number,F-5.6 multiplier,stops from F-5.6
80,358,224,256,1562,11
30,219,137,128,586,9
40,253,158,181,781,10
50,283,177,181,977,10
60,310,194,181,1172,10
70,335,209,181,1367,10
100,400,250,256,1953,11
120,438,274,256,2344,11
140,473,296,256,2734,11
%
```

11.14. Предостережения

Программисты на ассемблере, которые "выросли" на MS-DOS® и Windows®, часто склонны искать короткие пути. Чтение скан-кодов клавиатуры и запись напрямую в видеопамять — это два классических примера подходов, которые в MS-DOS® не только не порицаются, но и считаются правильными.

Причина? И BIOS ПК, и MS-DOS® печально известны своей медленной работой при выполнении этих операций.

Вас может возникнуть соблазн продолжить подобные практики в среде UNIX®. Например, я видел веб-сайт, который объясняет, как получить доступ к скан-кодам клавиатуры на популярном клоне UNIX®.

Это, как правило, **очень плохая идея** в среде UNIX®! Позвольте объяснить почему.

11.14.1. UNIX® защищен

Прежде всего, это может быть просто невозможно. UNIX® работает в защищённом режиме. Только ядро и драйверы устройств имеют прямой доступ к аппаратному обеспечению. Возможно, какой-то конкретный клон UNIX® позволит вам читать скан-коды клавиатуры, но скорее всего настоящая операционная система UNIX® этого не допустит. И даже если одна версия разрешает это, следующая может запретить, так что ваше тщательно разработанное программное обеспечение может в одночасье устареть.

11.14.2. UNIX® — это работа с абстракциями

Но существует гораздо более важная причина не пытаться обращаться к оборудованию напрямую (если, конечно, вы не пишете драйвер устройства), даже в UNIX®-подобных системах, которые позволяют это делать:

UNIX® — это работа с абстракциями!

Существует фундаментальное различие в философии проектирования между MS-DOS® и UNIX®. MS-DOS® разрабатывалась как однопользовательская система. Она работает на компьютере, к которому напрямую подключены клавиатура и монитор. Ввод пользователя практически гарантированно поступает с этой клавиатуры. Вывод вашей программы почти всегда отображается на этом экране.

Это НИКОГДА не гарантируется в UNIX®. Довольно часто пользователь UNIX® перенаправляет ввод и вывод программы с помощью конвейеров и перенаправлений:

```
% program1 | program2 | program3 > file1
```

Если вы написали program2, ваш ввод поступает не с клавиатуры, а из вывода program1. Аналогично, ваш вывод не выводится на экран, а становится вводом для program3, чей вывод, в свою очередь, отправляется в file1.

Но это еще не все! Даже если вы убедились, что ваш ввод поступает с терминала, а вывод отправляется на терминал, нет гарантии, что терминал является ПК: его видеопамять может находиться не там, где вы ожидаете, а клавиатура может генерировать не РС-совместимые скан-коды. Это может быть Macintosh® или любой другой компьютер.

Вот вы, возможно, покачаете головой: мое программное обеспечение написано на языке ассемблера для ПК, как оно может работать на Macintosh®? Но я не говорил, что ваше программное обеспечение будет работать на Macintosh®, а лишь что его терминалом может быть Macintosh®.

В UNIX® терминал не обязательно должен быть напрямую подключён к компьютеру, на котором работает ваше программное обеспечение — он может находиться даже на другом континенте или, например, на другой планете. Вполне возможно, что пользователь Macintosh® в Австралии подключается к системе UNIX® в Северной Америке (или где-либо ещё) через telnet. Программное обеспечение работает на одном компьютере, а терминал находится на другом: если попытаться считать скан-коды, будут получены неверные

данные!

То же самое относится и к любому другому оборудованию: файл, который вы читаете, может находиться на диске, к которому у вас нет прямого доступа. Камера, с которой вы считываете изображения, может находиться на космическом корабле, соединённом с вами через спутники.

Вот почему в UNIX® никогда нельзя делать никаких предположений о том, откуда поступают ваши данные и куда они направляются. Всегда позволяйте системе управлять физическим доступом к оборудованию.



Это предостережения, а не абсолютные правила. Возможны исключения. Например, если текстовый редактор определил, что работает на локальной машине, он может захотеть читать скан-коды напрямую для улучшенного управления. Я упоминаю эти предостережения не для того, чтобы сказать вам, что делать или чего не делать, а просто чтобы вы осознавали определённые подводные камни, которые ждут вас, если вы только что перешли с MS-DOS® на UNIX®. Конечно, творческие люди часто нарушают правила, и это нормально, пока они осознают, что нарушают их, и понимают почему.

11.15. Благодарности

Это руководство никогда бы не было создано без помощи многих опытных программистов FreeBSD из [Список рассылки FreeBSD, посвящённый техническим дискуссиям](#), которые терпеливо отвечали на мои вопросы и направляли меня в моих попытках изучить внутренние механизмы программирования в системе UNIX® в целом и в FreeBSD в частности.

Томас М. Соммерс открыл дверь для меня. Его [Как написать "Hello, world" на ассемблере в FreeBSD?](#) веб-страница стала моей первой встречей с примером программирования на ассемблере под FreeBSD.

Джейк Буркхолдер держал дверь открытой, охотно отвечая на все мои вопросы и предоставляя примеры исходного кода на языке ассемблера.

Copyright © 2000-2001 G. Adam Stanislav. All rights reserved.

Часть V: Приложения

Приложение А: Библиография

[1] Dave A Patterson and John L Hennessy. Copyright© 1998 Morgan Kaufmann Publishers, Inc. 1-55860-428-6. Morgan Kaufmann Publishers, Inc. Computer Organization and Design. The Hardware / Software Interface. 1-2.

[2] W. Richard Stevens. Copyright© 1993 Addison Wesley Longman, Inc. 0-201-56317-7. Addison Wesley Longman, Inc. Advanced Programming in the Unix Environment. 1-2.

[3] Marshall Kirk McKusick and George Neville-Neil. Copyright© 2004 Addison-Wesley. 0-201-70245-2. Addison-Wesley. The Design and Implementation of the FreeBSD Operating System. 1-2.

[4] Aleph One. Phrack 49; "Smashing the Stack for Fun and Profit".

[5] Chrispin Cowan, Calton Pu, and Dave Maier. StackGuard; Automatic Adaptive Detection and Prevention of Buffer-Overflow Attacks.

[6] Todd Miller and Theo de Raadt. strcpy and strcat—consistent, safe string copy and concatenation.