

Министерство образования Российской Федерации
Воронежский Государственный университет

Факультет компьютерных наук
Кафедра информационных систем

Конспект лекций
«Информационная безопасность и
защита информации»

Для студентов 4-го курса дневного и вечернего отделения
факультета компьютерных наук

Составитель:
В.Н.Будко

Воронеж – 2003

Информационная безопасность и защита информации

4 курс, 8 семестр

Лекции – 45 часов, лабораторные работы – 15 часов, самостоятельная работа – 75 часов, экзамен.

Введение

Цель спецкурса: Изучаем основные вопросы криптографии, криптофонии и стеганографии, необходимые для обеспечения компьютерной безопасности информации, защиты информации от несанкционированного допуска и обеспечения конфиденциальности обмена информацией в информационно-вычислительных системах.

Основные знания, умения и навыки, которыми овладеваем в результате изучения спецкурса: учимся ориентироваться в современной литературе по защите информации для самостоятельного эффективного выбора подходящих способов решения своих практических задач.

Темы спецкурса

- Общие вопросы компьютерной безопасности
- Модулярная арифметика
- Генерация ПСП чисел и бит, пригодных для криптографии
- Классическая криптографическая система с одним ключом
- Потокосое шифрование
- Криптосистемы с открытым ключом
- Криптофония
- Стеганография

Информационная безопасность (это борьба)

- Вирусы
- Зловредные воздействия: программные и аппаратные (физические)
- Кибернетические и виртуальные войны (например, умеющих завесить ваш ПК, подключенный к Интернету, превысило уже 19 млн. [25])
- Компьютерный терроризм от политических истоков до хулиганства
- рядовой пользователь ПК, выходя в Интернет, подвергается атакам хакеров со всего мира. Например, запустите программу обнаружения сетевых атак BlackICE Defender – описание этой программы есть в [25, с.329] – и увидите, как много попыток вас атаковать.

Защита информации (это засекречивание и сокрытие ее)

- засекречивание (шифрование) сообщения, писем, файлов, программ ПК – криптология
- криптофония
- стеганография (скрытие наличия секретной информации)

Между методами информационной безопасности и методами защиты информации особо выделяются методы идентификации и аутентификации.

1. Общие вопросы информационной безопасности и защиты информации, как для ПК, так и для вычислительных и управляющих систем и сетей

1.1. Угрозы и необходимость сохранности информации

Проблема компьютерной безопасности сложна и комплексна. Это связано с глубокими изменениями, вносимыми в нашу жизнь компьютерной технологией.

Необходимость защиты информации осознавалась и предпринималась еще в самом начале широкого внедрения средств вычислительной техники (середина 60-х годов). Возросла и продолжает увеличиваться зависимость человеческого общества от различных компьютерных систем: например, на них возлагаются обязанности по сбору налогов, страхованию, медицинскому обслуживанию, электронной оплате сделок и банковским операциям, управлению транспортом и авиацией и т.п. Особенно стала важна роль компьютерных систем в военном деле.

Изменился сам подход к понятию «информация». Этот термин стал использоваться и для обозначения специального товара, который можно купить, продать, обменять. При этом стоимость этого товара часто значительно больше стоимости самой вычислительной системы и устройств (например, системы связи), в рамках которых информация функционирует.

Информационно-вычислительные системы (ИВС) стали притягательной силой как для организованных преступных групп, так и для злоумышленников-одиночек, владеющих необходимыми средствами и знаниями для совершения несанкционированного доступа к информации в ИВС, ее кражи, уничтожения и других преступных действий, совершения крупномасштабных мошеннических операций.

Возникла острая потребность в защите общества от подобных действий. Силы правопорядка, юристы, криминологи, а также специалисты компьютерных систем столкнулись с совершенно новой и неожиданной проблемой – защитой информации.

Из анализа множества компьютерных преступлений можно описать «среднего» преступника. Это молодой человек, отлично разбирающийся в вычислительной технике, виртуозно владеющий программированием. Часто он совершает преступления, не преследуя при этом прямых материальных выгод. Для него могут быть важнее другие мотивы: утвердить свое «я», отомстить за обиду, просто пошутить. Подобные преступления трудно раскрываются – достаточно стереть программу из памяти ЭВМ. Если же программа обнаружена, то как доказать ее авторство?

Стоит отметить, что, параллельно с проблемами защиты информации от посягательства на нее, отдельно встает вопрос о защите авторских прав на информационные продукты: программы, алгоритмы, данные, результаты и т.п.

1.2. Слабые места ИВС, привлекательные для злоумышленников

Можно отметить 5 таких компонент ИВС.

1. Ввод данных. Часто преступление начинается с целенаправленного искажения вводимых данных или изъятия важных входных документов. Например, можно заставить ИВС оплачивать несостоявшиеся услуги, переводить платежи за закупки, которых не было, формировать ложный курс акций на бирже, указывать

несуществующих пользователей системы массового обслуживания (например, телефонной станции) и т.п.

2. Прикладное и системное программное обеспечение (ПО). Чем сложнее программа, тем более уязвима она для умышленного внесения ошибок и искажений. Пример, так называемый «троянский конь». Это такая искаженная программа, которая кроме действий, предусмотренных ее назначением, совершает и несанкционированные операции: считывание или запись чужого секретного файла, изменение защищенного участка ЗУ, выдачу блокирующих сигналов на внешне устройства, передачу ложных сообщений на другие ЭВМ в составе сети. «Троянский конь» часто маскируется под обычную программу, стремясь уничтожить все следы несанкционированных действий.
3. ПО может быть также и целью его похищения конкурентами, размножением его с целью коммерции.
4. Центральный процессор. Многочисленные случаи, когда преступник подключался именно к ЦП. Особая угроза – попытки вывести ЦП из строя.
5. Выдача результатов ИВС. Выходные данные могут быть изменены или похищены в корыстных целях.
6. Процесс связи. Это передача от одной ЭВМ к другой, связь между центральными ЭВМ и терминалами, тракты связи в сети ЭВМ. Этот процесс доступен для постороннего вмешательства и является слабым местом в системе безопасности ИВС. Атаку на этот процесс называют «электронным проникновением». Это электромагнитный перехват и подключение (ответвление) к линии связи устройств перехвата и записи сообщений. Нарушитель получает возможность доступа к секретной информации и подделывания чужих сообщений для влияния на работу ИВС.

Широко распространен метод «вхождения между строк». Подключая к линии связи дополнительный терминал, злоумышленник устанавливает связь с ИВС в тот момент, когда какой-либо легальный ее пользователь не работает с системой, но держит канал занятым. «Вхождения между строк» обнаруживаются системой защиты и администрирования ИВС нелегко.

1.3. Развитие идей и концепций защиты информации

На первом этапе (60-е – начало 70-х годов) необходимую защиту пытались обеспечить чисто программными средствами:

- динамическое распределение ресурсов ИВС и запрещение задачам (многозадачный режим работы ИВС) использовать чужие ресурсы;
- разграничение доступа к полям ЗУ по ключам защиты;
- разграничение доступа пользователей к массивам данных по паролям;
- защита таблицы паролей с помощью «главного пароля».

Опыт показал, что такие операционные системы слабо защищают информацию от злоумышленного доступа к ней. Следствие – большое количество хищений. Начался период усиления механизмов защиты в операционных системах как программными, так и схемными способами. Появились: версия ОС MULTIC, система ADEPT-50.

Однако практика показала, что сосредоточение средств защиты в рамках ОС, какая бы сама по себе не была совершенной, не позволяет создать сколько-нибудь надежную защиту информации, не дает полной гарантии от несанкционированного получения информации. Более того, – сами ОС оказались в значительной мере уязвимыми.

Стал обсуждаться вопрос о дополнении ОС внешними механизмами защиты информации. Например, в вычислительных системах выделять для защиты специальные мини-ЭВМ, создавать подсистемы из технических, программных, лингвистических и организационных средств. Но оказалось, что и такие меры также не дают 100% гарантии от несанкционированного получения информации.

Появились высказывания, что в настоящее время вообще нет эффективных способов защиты данных в системах коллективного пользования. Сформулирована и доказана теорема Харрисона о том, что формальными средствами вообще нельзя доказать достаточность защиты.

Специалисты пришли к выводу, что защита информации должна представлять собой регулярный процесс, осуществляемый комплексным использованием программных, аппаратных и внешних технических и нетехнических средств на всех этапах разработки, внедрения и эксплуатации ИВС.

Необходимо объединение всех средств в целостный механизм – систему защиты с несколькими поясами защиты:

- внешний пояс – система в целом;
- пояс устройств (ЭВМ, терминалы, линии связи между ними,...);
- пояс компонент системы (элементы баз данных, ОС, программы пользователей,...);
- пояс процессов в системе (ввод-вывод данных, внутренняя обработка и т.п.).

Основные цели, поставленные перед механизмом защиты, можно формулировать с разных позиций. С одной стороны это:

7. Исключение случайной или преднамеренной выдачи информации посторонним лицам.
8. Разграничение возможностей и полномочий всех пользователей и лиц (включая и администрацию системы), имеющих доступ к ресурсам системы.
9. Обеспечение удобств работы с информацией для групп взаимосвязанных пользователей.
10. Обеспечение независимости пользователей в пределах представленных им полномочий.
11. Обеспечение возможностей пользователям допускать к своей информации других пользователей.
12. С другой стороны обобщенными защитными функциями могут являться:
13. Защита системы от посторонних лиц.
14. Защита системы от пользователя, т.е., при обеспечении пользователя всеми возможностями обработки своей информации, исключая возможность несанкционированных действий с его стороны: доступ к супервизорным областям, общесистемным данным, к данным других пользователей, изменения программ общего пользования, сбор информации на регистрах и в полях ЗУ и другие действия.
15. Защита пользователей друг от друга, т.е. предупреждение НСД одного пользователя к данным другого как в процессе обработки их в совмещенном режиме, так и в процессе хранения этих данных в базах данных системы.

16. Защита пользователя от себя самого. Предполагает создание таких условий, когда никакие возможные ошибки пользователя (ни случайные, ни преднамеренные) не приводили бы к возникновению возможной утечки информации, как данного пользователя, так и любой другой информации.
17. Защита системы от нее самой. Это создание надежных барьеров на путях утечки информации вследствие ошибок, появляющихся в основных компонентах системы, или вследствие сбоев (случайных или создаваемых преднамеренными действиями людей).

1.4. Каналы утечки информации

Наиболее вероятны следующие каналы утечки информации.

А) *Косвенные каналы*, т.е. без физического доступа злоумышленника к ИВС:

1. Подслушивающие устройства.
2. Дистанционное фотографирование экрана дисплея.
3. Перехват электромагнитных излучений.

В) *Прямые каналы*, т.е. с доступом к ИВС:

1. Хищение носителей информации.
2. Копирование носителей информации.
3. Хищение производственных отходов.
4. Считывание данных в массивах других пользователей.
5. Чтение остаточной информации в ЗУ системы после выполнения санкционированных запросов.
6. Несанкционированное использование терминалов зарегистрированных пользователей.
7. Маскировка под зарегистрированного пользователя с помощью хищений паролей и других реквизитов разграничения доступа.
8. Маскировка несанкционированных запросов под запросы операционной системы (мистификация).
9. Использование программных ловушек.
10. Получение защищенных данных с помощью серии разрешенных запросов.
11. Использование недостатков языков программирования и ОС.

С) *Каналы с изменением структуры ИВС или ее компонентов.*

1. Незаконное подключение к аппаратуре или линии связи ИВС.
2. Злоумышленный вывод из строя механизмов защиты.

Например, злоумышленник может воспользоваться тем, что:

- В некоторых ОС и системах управления базами данных не предусматривается уничтожение данных, остающихся в ЗУ после удовлетворения санкционированных запросов.
- При отсутствии средств проверки правильности чужих программ в них могут быть встроены блоки «троянский конь» (вирус), которые не нужны для осуществления заявленных функций программы, но позволяют скрыто и несанкционированно регистрировать обрабатываемую информацию в интересах злоумышленника.

Но, заметим, и зарегистрированный пользователь может запустить в систему своего «троянского коня».

- Если идентификация пользователя по паролю осуществляется только при первоначальном его включении в работу, то злоумышленная подмена пользователя в процессе выполнения задачи оказывается незамеченной.
- Если пароли удаленного пользователя передаются в систему по линии связи в открытом виде или остаются в ЗУ после идентификации, то создаются реальные предпосылки их хищения.
- Недостатки и неоднозначности (с позиции защиты информации) в языках программирования позволяют искусному программисту войти в супервизорные области или области, выделенные другим программам. Например, в языке Pascal можно использовать некоторую двусмысленность в установлении типов переменных, вследствие чего в процессе компиляции их сфера действия будет воспринята неоднозначно. Можно воспользоваться тем, что в Pascal'e не определены точные правила для относительного расположения идентификаторов и деклараций. При использовании в качестве формальных параметров функций и процедур правила Pascal'я позволяют программисту не указывать в явном виде число и тип параметров. Эти «ошибки» не выявляются при компиляции и могут создавать лазейки для неконтролируемых несанкционированных действий.

Кроме того, Pascal (как и многие другие языки) не защищен от ухода индексов элементов массива за установленные границы, когда номер используемого элемента вычислялся в процессе исполнения программы. Специалисты утверждают, что с позиции защиты информации Pascal имеет и другие недостатки.

1.5. Способы и средства защиты информации

1. Способ препятствия: запрещение проникновения на территорию ИВС, допуска к аппаратуре, к носителям информации и т.п. Средства – физические и аппаратные. Физические – это замки на дверях, решетки на окнах, контрольно-пропускные пункты, охранная сигнализация и т.п. Аппаратные средства защиты – различные электронные устройства, *включаемые* в состав технических средств ИВС, но выполняющие самостоятельного или в комплексе с другими средствами некоторые функции защиты в терминалах, устройствах группового ввода-вывода данных, ЦП, внешних ЗУ, периферийном оборудовании.
2. Способ управления: регулирование всех ресурсов системы (технических средств, программ, элементов баз данных) в пределах установленного регламента. Это четкие и однозначные правила работы для пользователей, тех. персонала, тех. средств, программ, элементов баз данных и носителей информации. Средства – аппаратные, программные.
3. Способ регламентации тесно связан с управлением.
 - Для пользователей регламентируется время разрешенной работы, терминалы, с которых разрешен доступ, элементы баз данных, к которым разрешен доступ и перечень процедур (задач, программ), разрешенных для исполнения.
 - Для обслуживающего персонала – время разрешенной работы, перечень и порядок доступа к ресурсам систем.
 - Для тех. средств регламентируется список лиц, которым предоставлено их использование в разрешенное время.

- Для программ и функциональных задач регламентируется время их разрешенного использования и список пользователей, имеющих право их использования.
 - Для элементов баз данных регламентируется время разрешения их использования, список пользователей с правом доступа и перечень разрешенных процедур.
 - Для носителей информации регламентируется место постоянного хранения, список лиц в правом их получения и перечень программ, имеющих право обращения к носителям. Средства – программные, организационные, законодательные. Функции защиты допуском – это:
 - идентификация (присвоение имени, кода, пароля и т.п.) пользователям, персоналу и ресурсам системы.
 - установление подлинности субъекта или объекта по предъявленному идентификатору.
 - установка полномочий с помощью проверки соответствия разрешенных времени, запрашиваемых ресурсов и процедур установленному регламенту. И разрешение, и создание условий работы только в пределах этого регламента.
 - регистрация (протоколирование) обращений к защищенным ресурсам.
 - реагирование при попытках несанкционированных действий: задержка работ, отказ, отключение, сигнализация.
4. Способ маскирования (кодирования, шифрования) информации заключается в таком преобразовании защищенных данных, чтобы их содержимое было доступно лишь при предъявлении некоторой специфической информации (ключа) и осуществлении обратных преобразований. Такие преобразования называют криптографическим закрытием информации. Эту защиту можно применять как при обработке защищенной информации, так и при ее хранении. При передаче информации по линии связи криптографическое закрытие является единственным способом надежной защиты передаваемых данных. Некоторой силой криптографического закрытия обладают и известные методы сжатия данных. Средства – аппаратные и программные.

Программные средства – это специальные программы, входящие в состав ПО ИВС и способные осуществлять функции защиты. Они универсальны, сравнительно просты в реализации и гибки. Основные группы их функций защиты:

- программы идентификации, т.е. опознания терминала, пользователя и т.п.
- программы регулирования работы технических средств, пользователей, задач, элементов баз данных.
- программы разграничения доступа к задачам, программам, элементам баз данных.
- программы криптографического закрытия информации.
- вспомогательные программы для уничтожения остаточной информации, формирования грифа секретности выдаваемых документов, ведения регистрационных журналов, имитации работы с нарушителем для отвлечения его внимания, тестового контроля механизма защиты и др.

Организационные средства – мероприятия, охватывающие все структурные элементы ИВС на всех этапах ее жизненного цикла: строительство помещения, планирование системы, монтаж и наладка оборудования, испытания и проверки, эксплуатация, организация пропускного и рабочего режима, контроль технологии обработки

защищенной информации, распределение реквизитов разграничения доступа (паролей, уровней полномочий и т.п.), организация ведения и анализа протоколов работы.

К законодательным средствам защиты относятся те законодательные акты страны, которыми регламентируются правила использования и обработки информации ограниченного доступа и устанавливаются меры ответственности за нарушение этих правил.

5. Способ принуждения есть такой способ защиты, когда пользователи и персонал ИВС вынуждены соблюдать правила обработки и использования защищаемой информации под угрозой материальной, административной или уголовной ответственности. Средства – законодательные.
6. Способ побуждения есть такой способ, когда пользователи и персонал ИВС внутренне, т.е. моральными, этическими, психологическими или другими мотивами стремятся к соблюдению всех правил защиты информации. Средства – морально-этические. К ним относятся всевозможные нормы, которые сложились традиционно или складывались по мере распространения ЭВМ в данной стране или обществе. Большинство они *не* являются обязательными, как законодательные меры. Несоблюдение морально-этических норм ведет обычно к потере авторитета, престижа человека или группы лиц (организаций) и потере к ним доверия. Морально-этические нормы бывают как неписанные (например, общепринятые нормы честности, патриотизма и т.п.), так и писанные, например, свод, кодекс профессионального поведения членов разных групп, ассоциаций и т.п. Например, кодекс профессионального поведения членов Ассоциации пользователей ЭВМ США.

Физические, аппаратные и программные средства называют формальными. При этом еще физические и аппаратные средства называют техническими. А средства организационные, законодательные и морально-этические называют неформальными.

На основе имеющегося мирового опыта утвердились следующие общие фундаментальные принципы организации защиты информации:

1. Системность. В современных ИВС должна быть обеспечена надежная и согласованная защита во всех структурных ее элементах, на всех технологических участках обработки информации и во все время функционирования.
2. Специализированность. Надежный механизм защиты может быть спроектирован лишь профессиональными специалистами по защите информации и для обеспечения эффективного функционирования механизма защиты в составе ИВС также должен быть специалист по защите информации.
3. Неформальность – этот принцип утверждает, что не существует инженерной методики проектирования механизмов защиты в традиционном понимании этого термина. Те методики проектирования, которые к настоящему времени разработаны, в основном содержат комплексы требований, правил и содержание этапов, сформулированных на неформальном уровне, т.е. механическое, алгоритмическое их осуществление невозможно. Общее решение проблемы защиты информации – это иллюзия. Цель проектирования системы защиты – как можно дольше затруднить злоумышленнику взломать защиту. Однако утверждается, что выполнение специалистами по защите информации этих требований создает объективные предпосылки для проектирования достаточно надежного механизма защиты.

Требования для механизма защиты (общие):

- адекватность, т.е. обеспечение требуемого по степени секретности уровня защиты при минимальных издержках на создание и функционирование механизма защиты и минимальных текущих расходах.
- механизм защиты не должен создавать для пользователей дополнительных трудностей, требующих значительных усилий для их преодоления.
- минимизация привилегий в доступе, предоставляемых пользователю (только необходимые ресурсы и данные).
- полнота контроля, т.е. обязательный контроль всех обращений к защищаемым данным.
- наказуемость нарушений. Например, отказ в доступе к системе.
- несекретность проектирования, т.е. механизм защиты должен функционировать достаточно эффективно даже в том случае, если его структура и содержание известны злоумышленнику.

Конкретизация общих требований применительно к различным компонентам ИВС включает около 200 частных требований.

2. Элементы криптологии на исторических примерах

2.1. Терминология

CRYPTOS — тайный. LOGOS — слово. Криптология (cryptology) – объединенная дисциплина, охватывающая криптографию и криптоанализ.

Криптография — методы засекречивания *исходной (открытой)* информации с использованием *кодов* и/или *шифров* для защитных (секретных) преобразований *формы* информации.

Криптоанализ — методы раскрытия кода или шифра.

Кодируется информация с целью ее передачи, хранения и обработки.

Шифруется (перекодируется) — с целью засекречивания.

Все криптопреобразования можно рассматривать как *замену*, в которой исходная информация (*открытый текст*) в понятной форме заменяется некоторой непонятной формой — *шифротекстом (криптограммой)*.

Шифр — это метод преобразования открытых текстов в криптограмму.

Шифрование, как правило, выполняется посимвольно по точно определенному алгоритму и этот алгоритм можно применять к любой информации.

Каждая криптографическая система связана с понятием *ключа*, приобретающего различные формы в зависимости от криптосистемы.

Широкое толкование термина «ключ» — это собственно алгоритм преобразования исходного текста в засекреченную форму. Узкое (специальное толкование) проистекает из явного разделения ключа (имеющего текстоподобную или числовую форму) от *операции шифрования*, применяемой к поставленным в соответствие символов открытого текста с символами ключа в результате которой и образуются символы криптограммы.

Все алгоритмы криптографии можно сформулировать в три класса:

- подстановка (одного знакового ряда вместо другого);
- транспозиция (перестановка порядка следования знаков исходного текста);
- дополнение (алгебраические преобразования знаков (кодов) исходного текста со знаками ключа);
- комбинации вышеприведенных методов.

2.2. Периоды развития криптологии.

Первые шрифты использовались уже в древних Египте, Греции, Шумере, Китае, затем в Риме и Спарте. Ученые средневековья часто зашифровывали свои работы. Сложные зашифрованные тексты встречаются и в славянских памятниках XII- XIII веков.

Различают три периода развития криптологии.

- 1) До 1949 года. Донаучная (доклассическая) криптология, основанная на искусстве, интуиции и вере криптолога в надежность его шифра. Это — ручные шифры для письма.
- 2) 1949 — 1976. Классическая криптология.

В 1948 г. Шеннон опубликовал созданную им теорию информации. А в 1949 г. была опубликована его статья “Теория связи в секретных системах”. Родилась классическая (как мы теперь говорим) криптология. Это криптология с одной единицей секретной

информации – ключем, который является общим для шифрования и дешифрования, а эти процедуры осуществляются с помощью обратимых операций (т. е. функций преобразования открытого текста и символа секретного ключа в символ криптограммы). Операция шифрования/дешифрования с большей вероятностью невыполнима без знания ключа. Секретный ключ передается отправителю и получателю информации, например, курьером.

- 3) С 1976 года. Новый период самостоятельного направления в теории защиты информации. Появилась статья Диффи и Хеллмана “Новые направления в криптографии”. Статья показала, что возможна секретная связь без передачи секретного ключа. В возникшей криптографии, именуемой криптографией с открытыми ключами, имеются, по крайней мере, два ключа; один для шифрования, другой для расшифрования. Причем из знания одного ключа практически нельзя определить другой. Поэтому ключ для шифрования может быть открытым, если ключ для расшифрования секретен, генерирует и хранится только получателем информации.

Заметим, что в современном направлении криптографии для электронных машинных систем: ИВС, АСУ и др. широко используются достижения и криптографии письма и классической криптографии. А с развитием коммерческих сетей связи, электронной почты и глобальных информационных сетей (систем) внимание криптологов привлечено к проблемам распределения секретных ключей, подтверждения авторства, аутентификации (подтверждения подлинности) данных, паролей и т. п.

Эти проблемы вышли на первый план.

2.3. Примеры шифрования письма от древности до наших дней

Примеры будем интерпретировать используя современную терминологию классификации шифров. Классы шифров:

1. Подстановка или простая (прямая) замена. Каждой букве алфавита ставится в соответствие буква, цифра, символ или какая-либо их комбинация. Эта таблица замены одна для всего текста.
2. Многозначная замена (многобуквенная/много-алфавитная система шифрования). В зависимости от порядка следования буквы в сообщении (например: номера ее знакоместа в сообщении) применяются разные алфавиты — таблицы замены.
3. Перестановка. Буквы сообщения каким-нибудь способом переставляются между собой.
4. Системы шифрования с ключами. Общая схема:



Рисунок 2.1

Практические шифры, применявшиеся от древних времен до падения Рима.

- Священные, иудейские тексты шифровались простой заменой. Вместо первой буквы алфавита писалась последняя, вместо второй – предпоследняя и т. д. Такой шифр назывался *атбаи*. В книге пророка Иеремии читаем: "...царь СЕССАХА выпьет после них". Такого царя или царства не было. Расшифровывая СЕССАХА, получаем ВАВИЛОН.
- За два века до нашей эры греческий писатель и историк Полибий изобрел шифровальный квадрат размером 5x5 клеток, заполняемый в случайном алфавитом порядке (24 буквы греческого алфавита и пробел). В латинском варианте в одну клетку помещали две буквы "i" и "j". Для шифрования в полибианском квадрате находим букву текста и вставляем в шифровку нижнюю (соседнюю) от нее в том же столбике квадрата. Для буквы в нижней строке квадрата брали верхнюю из того же столбца.
- Для связи греки и римляне использовали код на основе полибианского квадрата с естественным заполнением алфавита (т. е. в алфавитном порядке). Буква кодировалась номером строки и столбца числом флагов справа и слева. Легко пронумеровав строки и столбцы получить числовой шифр сообщения, состоящий из последовательности пар цифр. Но о применении такого шифра в исторических памятниках упоминания нет.

Пример: Латинский вариант с заполнением квадрата буквами в алфавитном порядке

	1	2	3	4	5
1	A	B	C	D	E
2	F	G	H	I,J	K
3	L	M	N	O	P
4	Q	R	S	T	U
5	V	W	X	Y	Z

Код фразы «Festina lente»- торопись медленно.

21 15 43 44 24 33 11 31 15 33 44 15

- В IV в. до нашей эры римляне применяли для упрощения шифрования два диска на общей оси, содержащих по ободу алфавит в случайной последовательности. Найдя на одном диске букву текста, считывали с другого диска соответствующую ей букву шифра. Такие приборы, порождающие шифр простой замены использовались вплоть до эпохи возрождения.
- В I веке н. э. Юлий Цезарь послание сенату зашифровал путем сдвига алфавита на 4 позиции. Каждая буква исходного текста заменялась четвертой по счету от нее в алфавите.

Исходный текст VENI VIDI VICI — пришел, увидел, победил.

Шифровка SBKF SFAF SFZF (сдвиг назад на 4-ю букву, включая исходную)

Таблица простой замены Цезаря.

↑ A B C D ... W X Y Z

↓ D E F G ... Z A B C

Император Август (1 век н. э.) заменял первую букву на вторую, вторую – на третью и т. д. ... последнюю – на первую.

Таблица подстановки Августа.

↑ A B C D ... W X Y Z

↓ B C D E ... X Y Z A

Все приведенные выше примеры это шифры простой замены.

В арабской энциклопедии (начало XV века) в статье “Шифр»(шифр-слово арабское) уже указан способ вскрытия шифра простой замены путем подсчета частоты (частости) повторяемости букв текста и приводится перечень букв в порядке убывания их частости в тексте Корана.

Для справки частоты букв русского алфавита с точностью до десятых долей процента.

буква	о	е,ё	а,и	н,т	с	р	в	л	к	м	д	п	у	я	ы,з	ь,ъ
%	9,0	7,2	6,2	5,3	4,5	4,0	3,8	3,5	2,8	2,6	2,5	2,3	2,1	1,8	1,6	1,4

буква	г	ч	й	х	ж	ш,ю	ц	щ,э	ф
%	1,3	1,2	1,0	0,9	0,7	0,6	0,4	0,3	0,2

Заметим, что частоты зависят несколько от того по какому тексту она считалась: художественная литература, политическая (газеты), научная, стихи Пушкина и т. п.

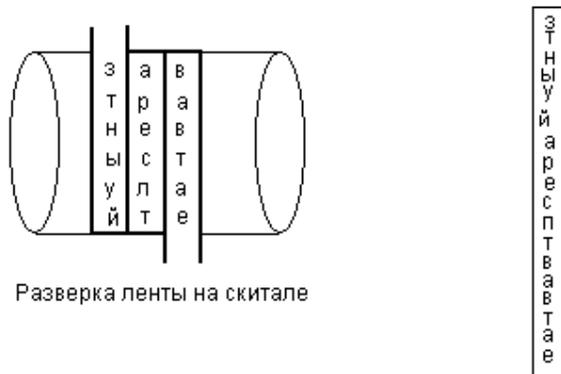
Русский алфавит:

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
а	б	в	г	д	е	ё	ж	з	и	й
12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
к	л	м	н	о	п	р	с	т	у	ф
23	24	25	26	27	28	29	30	31	32	33
х	ц	ч	ш	щ	ъ	ы	ь	э	ю	я

Таблица частоты букв алфавита позволяет определить один или несколько символов зашифрованного сообщения, которых иногда достаточно для расшифровки всего сообщения. Например в рассказах Конан Дойля “Пляшущие человечики” и Эдгара По “Золотой жук”.

- В V – IV веках до нашей эры в Спарте и Греции применяли первое известное нам криптологическое устройство палочку-СКИТАЛУ заданного (секретного) диаметра. На нее наматывали без промежутков длинную узкую полоску папируса и построчно писали текст, например “завтра не выступайте”. Сняв ленту со скиталы, получали письмо с зашифрованным текстом.

Лента-письмо зашифрованное



Развертка ленты на скитале

Рисунок 2.2

Скитала — это шифр перестановки.

Аристотель предложил способ дешифрации обертыванием ленты на конус, начиная с его основания. Где-то на конусе будут просматриваться куски сообщения. Так определится диаметр скиталы.

Особенность. Для получения на ленте сплошного без пробелов текста требуется, чтобы все строки, помещающиеся по окружности скиталы, были заполнены. Иначе на ленте образуются пробелы, которые приводят к расшифровке.

Например, наматываем ленту на шестигранный карандаш (удобнее круглой скиталы — закодированы 6 строк по окружности) и пишем 6 строк текста на гранях карандаша. Длина строки должна быть равна $\text{INT}(N/6) + 1$.

N – количество букв в тексте сообщения. Остаток мест на последней грани (если N не делится на 6 нацело) заполняем любыми буквами (“шумом”).

Современный способ расшифровки – перебор всех возможных длин (начиная с 1) скачков чтения по последовательности букв на ленте скиталы.

Шифры возрождения криптографии после темных веков варварства, последовавших после падения Рима. (Конец средневековья 1390 г. до начала нового времени XIX век)

- 10. Таблицы простых шифрующих процедур перестановки букв в сообщении. Секретом (ключом) здесь служит размер таблицы.

Например, простая перестановка без ключа, табличный аналог скиталы. Исходный текст **ВЫСТУПАЙТЕ НА РАССВЕТЕ** записывали по столбцам в таблицу из 4-х строк и 5 столбцов, а шифровку получали чтением по строкам: **ВУТРВЫПЕАЕСАНСТТЙАСЕ**. Или, например, записывая в группы по 4 буквы для удобства чтения:

В	У	Т	Р	В
Ы	П	Е	А	Е
С	А	Н	С	Т
Т	Й	А	С	Е

ВУТР ВЫПЕ АЕСА НСТТ ЙАСЕ

1234 5123 4512 3451 2345

Этот способ называют и постолбцовой транспозицией

Пример. Исходный текст записываем по спирали. Шифровку читаем по строкам:

В	А	Р	А	Н
Ы	С	Е	Т	Е
С	С	В	Е	Т
Т	У	П	А	Й

ВАРА НЫСЕ ТЕСС ВЕТТ УПАЙ

маршрутная

транспозиция

11. Одиночная перестановка строк или столбцов таблицы транспозиции по ключу (слову или числу) соответствующей длины. Например для перестановки столбцов в верхней строке записано ключевое слово.

БАРАН	←	КЛЮЧ
31524		12345
ВУТРВ		УРВВТ
ЫПЕАЕ		ПАЫЕЕ
САНСТ		АССТН
ТЙАСЕ		ЙСТЕА

В верхней строке записано ключевое слово. Под ним последовательность перестановки по естественному порядку букв ключа в алфавите (но не по номерам п/п букв алфавита). Читаем по строкам после перестановки шифротекст. УРВВ ТПАИ ЕЕАС СТИЙ СТЕА

исходная после
таблица перестановки

Для дополнительной скрытности можно добавить еще перестановку (получим двойную перестановку) с помощью желательного других размеров, например 5x4. Еще лучше если длины строк и столбцов будут взаимно простыми. Или второй раз переставлять не столбцы, а строки.

12. Двойная перестановка для строк и столбцов.

	2	4	1	3		1	2	3	4		1	2	3	4
4	П	Р	И	Е	4	И	П	Е	Р	1	А	З	Ю	Ж
1	З	Ж	А	Ю	1	А	З	Ю	Ж	2	Е		С	Ш
2		Ш	Е	С	2	Е		С	Ш	3	Г	Т	О	О
3	Т	О	Г	О	3	Г	Т	О	О	4	И	П	Е	Р

исх.текст 1-ая перест. столб. 2-ая перестановка столбцов
шифровку читали по строкам:

АЗЮЖ

Е_ЕШ

ГТОО

ИПЕР

Ключи здесь – это номера (числа) порядков перестановок строк 4123 и столбцов 2413 исходной таблицы. Число вариантов двойной перестановки быстро растет с увеличением размера таблицы исходной

Размер исходной таблицы	Количество вариантов перестановок
3x3	36
4x4	576
5x5	14400

13. Магические квадраты со вписанными в них натуральным рядом чисел, дающих в сумме по столбцам, строкам и диагоналям одинаковое число. В средневековые считалось, что такие квадраты охраняют секрет текста не только ключом, но и магией квадрата. Текст вписывался в квадрат по порядку приведенной в нем нумерации. Вписали ПРИЕЗЖАЮ ШЕСТОГО.

16	3	2	13	О	И	Р	Т	
5	10	11	8	3	Ш	Е	Ю	все числа разные из натурального ряда 1...16
9	6	7	12		Ж	А	С	Читаем шифровку по строкам:
4	15	14	1	Е	Г	О	П	ОИРТ ЗШЕЮ _ЖАС ЕГОП

Количество различных магических квадратов быстро увеличивается с его размером:

- 3x3 – 1
- 4x4 – 880
- 5x5 – 250 000

14. Итальянец Дж. Карданно, увлекаясь теорией магических квадратов, открыл новый класс перестановок – решетки или трафарет. Это квадратные таблицы с четным числом строк

И столбцов, в которых четверть ячеек прорезаны так, что при 4-х последовательных поворотах на 90 градусов они покрывают весь квадрат. Текст вписывается в прорезанные ячейки по строкам и повороты продолжают пока весь квадрат не будет заполнен. Возможны также повороты вдоль вертикальной и горизонтальной осей симметрии на 180 градусов.

Секрет – размер решетки и вырезов в ней.

Возможна и прямоугольная решетка (не квадрат), но для нее допускаются только повороты, например, сначала вдоль вертикальной оси симметрии на 180 градусов, затем вдоль горизонтальной оси симметрии на 180 градусов, затем снова вдоль вертикальной оси.

Вписываем в текст: ПРИЕЗЖАЮ ШЕСТОГО

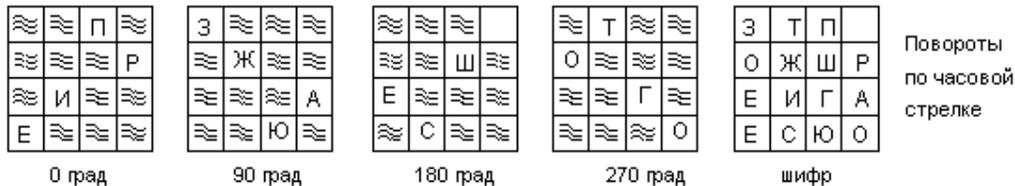


Рисунок 2.3

Шифр читаем по строкам : ЗТП_ ОЖШР ЕИГА ЕСЮО

Число подобных решеток быстро растет с их размером

Квадрат	2x2 — 1 решетка
	4x4 — 256 решеток
	6x6 — свыше 100 000

Пример прямоугольной решетки $6 \times 8 = 48$, $12 = 48/4$ вырезов

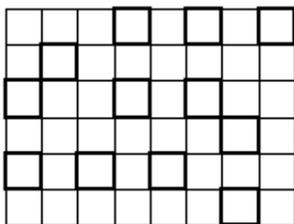


Рисунок 2.4

15. Простой ключ замены, придуманный торговцами в средние века для шифровки даты приезда или цены товара, доживший до начала прошлого века из-за простоты и удобства. Торговцы заранее договариваются об общем ключевом слове, буквы которого обозначают цифры по порядку букв в ключе. Например:

Р Е С П У Б Л И К А – ключ шифрования

0 1 2 3 4 5 6 7 8 9 – цифры исходного текста

Получив сообщение ПРИБЫВАЮ ЕЛРПАС, торговцы читали его как ПРИБЫВАЮ 16/03/92.

16. Шифр Гронефельда. Это сложная многоалфавитная модификация шифра Ю. Цезаря с числовым ключом, цифры которого означают свой сдвиг алфавита для каждого символа исходного текста. Короткий ключ для длинного текста повторяют циклически.

С О В _ С Е К Р Е Т Н О — сообщение

3 1 4 3 1 4 3 1 4 3 1 4 — ключ 314

ФПЁВТИНСИХОТ — шифрограмма (например, букву “В” исходного текста шифруем 4-ой от нее отстоящей буквой по полному алфавиту с Ё и пробелом).

17. Таблица Вижикера, дипломата ХУ1 века, совершенствовавшего криптографические системы.

	А	Б	В	Г	...	Ю	Я	_	- алфавит без Ё и Й но с пробелом в конце
А	А	Б	В	Г	...	Ю	Я	_	- сдвиг на одну позицию
Б	_	А	Б	В	...	Э	Ю	Я	- сдвиг на две позиции
В	Я	_	А	Б	...	Ь	Э	Ю	и т.д.
...	Каждая строка (новый алфавит)
Я	В	Г	Д	Е	...	_	А	Б	соответствует шифру замены вроде шифра Цезаря
_	Б	В	Г	Д	...	Я	_	А	

Оголовок сдвинутого алфавита – отсюда выбирают буквы слова ключа. Исходный текст выписывают в одну сторону, а под ней ключ. Если ключ короче сообщения, то его циклически повторяют. При шифровании пользуются для каждой буквы открытого текста тем алфавитом, который имеет оголовок из буквы ключа. Для удобства обычно из таблицы Вижикера выписывают по ключу под таблицу строк алфавитов соответствующих буквам ключа.

Например возьмем ключевое слово ВАГА. Тогда подтаблица алфавитов будет:
Зашифруем текст.

	А	Б	В	Г	...	Ю	Я	_
В	Я	_	А	Б	...	Ь	Э	Ю
А	А	Б	В	Г	...	Ю	Я	_
Г	Ю	Я	_	А	...	Ы	Ь	Э
А	А	Б	В	Г	...	Ю	Я	_

ОЖИДАЙ БУРИ — сообщение
ВАГАВА ГАВАГ — ключ
МЖЕДЯИ ЭБСРЕ — шифровка

Такой шифр сложный (многоалфавитной) замены используется и по сей день. Ключ для таблицы Вижикера называют “лозунг”.

18. В 1508 г. аббат Трасмус (Трипемий) издал первую печатную книгу о тайнописи, в которой предложил несколько своих шифров.

- 1) Так как при ручном шифровании держать в уме случайную таблицу замены невозможно Трипемий предложил заполнять таблицу замены по строкам сначала ключевым словом с неповторяющимися буквами, затем неиспользованными буквами алфавита по порядку. Например для русского алфавита (без пробела, ё, й, ь) вписываем в таблицу 5x6 ключевое слово РЕСПУБЛИКА. Далее, например, как и в шифре Полибия находим очередную букву в таблице и заменяем ее буквой расположенной ниже (циклически) в том же столбце.

Р	Е	С	П	У	Б
Л	И	К	А	В	Г
Д	Ж	З	М	Н	О
Т	Ф	Х	Ц	Ч	Ш
Щ	Ь	Ы	Э	Ю	Я

Сообщение ОТПЛЫВАЕМ дает шифр ШЩА/ДСН/МИЦ
или ШЩАД СНМИЦ

- 2) Другой шифр Трисмуса – многоалфавитное с ключом усовершенствование шифра Цезаря – дожил до наших дней. Все буквы алфавита (или расширенного алфавита со знаками препинания и цифрами по современному) нумеруются по порядку от 0 до N-1. Выбирается секретное слово – ключ. Если оно короче сообщения то подписывается код сообщением необходимое количество раз. Складывая по модулю N номер очередной буквы текста с номером соответствующей буквы ключа получают цифровую шифrogramму. Вновь заменяя числа шифrogramмы соответствующими символами получаем зашифрованный текст.

_ А Б В ... Я (см. п. 6)

0 1 2 3 ... 33

T _n	О	Т	П	Л	Ы	В	А	Е	М	– текст
C _n	Я	Р	У	С	Я	Р	У	С	Я	– ключ
	33	18	21	19	33	18	21	19	33	– номера букв ключа
	16	20	17	13	29	3	1	6	14	– номера букв текста

S_n	15	4	4	32	28	19	22	25	13	– шифрограмма
	Н	Г	Г	Ю	Ъ	Е	Ф	Ч	Л	– шифротекст

Так для нашей задачи шифрования/дешифрования имеем

$$T_n, C_n, S_n \in \{0, 1, 2, \dots, N-1\} \quad N = 34,$$

то эти процедуры будут определяться следующими простыми формулами

Шифрование: сумма $T_n + C_n$ по модулю N

$$S_n = (T_n + C_n) \bmod N = \{T_n + C_n \text{ при } T_n + C_n < N \text{ или } T_n + C_n - N \text{ при } T_n + C_n \geq N\}$$

Дешифрование: разница $S_n - C_n$ по модулю N

$$T_n = (S_n - C_n) \bmod N = \{S_n - C_n \text{ при } S_n - C_n \geq 0 \text{ или } S_n - C_n + N \text{ при } S_n - C_n < 0\}$$

Пример:

ВИРУС_ПОШЕЛ — текст

ЯРУСЯРУСЯРУ — ключ

33 18 21 19 0 17 16 26 7 13 — номера букв текста

2 28 5 6 18 18 4 1 25 25 0 — номера букв шифрограммы

БЪДЕРРГАЧЧ_ — шифротекст

Заметим, что для алфавита (чисел 0, 1) сложение по модулю 2 и вычитание по модулю 2 выполняются одной и той же операцией XOR.

19. В XVIII веке появился шифр, называемый “шифр по книге”. Используется также система шифрования, что и описанная в п. 15.2. Однако, в качестве ключа выбирается той же длины, что и сообщение отрезок текста в книге, имеющейся у отправителя и у получателя сообщения. Сообщение начинается с пары чисел, указывающих номер страницы и номер строки текста ключа в книге.

20. Биграмные шифры. Шифры, приведенные выше, называют монограмными, так как шифрование ведется по одной букве по очереди.

Трисемус первый заметил, что можно шифровать и по две буквы зараз. Такие шифры называют биграмными. Наиболее известен в новом времени шифр Playfair (Великобритания, 1-я мировая война). Исходный текст разбивается на пары букв (биграммы) и текст шифровки строится по следующим простым правилам:

- 1) Если обе буквы исходного текста принадлежали одной колонке, то буквами шифра считались буквы, которые лежали под ними (циклически) (под каждой).
- 2) Если обе буквы находились в одной строке таблицы, то буквы шифра брались справа от них (циклически) (справа от каждой).
- 3) Если обе буквы находились в разных строках и колонках, то вместо них для шифра брались такие две буквы, чтобы вся четверка их представляла прямоугольник, а последовательность букв в шифре была зеркальной исходной паре.

Сообщение ПУСТЬ КОНСУЛЫ БУДУТ БДИТЕЛЬНЫ шифруется, например, для таблицы из п. 15.1 следующим образом:

ПУ СТ ЪК ОН СУ ЛЫ БУ ДУ ТБ ДИ ТЕ ЛЬ НЫ

УБ РХ БИ ДО ПБ КЦ РБ НР ШР ЖЛ ИЦ ЗЮ

Шифрование биграммами заметно усилило стойкость шифров к вскрытию.

Новое время (XIX век — ...) предъявило к шифрам требования: легкость массового использования и усиление устойчивости к взлому.

21. Двойной квадрат биграмм. В 1854 г. Ч. Уинстон разработал двойной квадрат для шифрования биграммами. Эта новая криптосистема для ручного шифрования оказалась так надежна и удобна, что применялась немцами даже в годы 2-ой мировой войны.

Рассмотрим пример для русского алфавита без ё, й, но с пробелом и знаками (точка, запятая, двоеточие). Берем два квадрата 7x5 как один 7x10 со случайно расположенными в них алфавитами:

10x7

Ч		В	Ы	П
О	К	:	Д	У
Г	М	З	Э	Ф
Л	Ъ	Х	А	,
Ю	Р	Ж	Щ	Н
Ц	Б	И	Т	Ь
.	С	Я	М	Е

7x5

Е	Л	Ц	:	П
.	Х	Ъ	А	Н
Ш	Д	Э	К	С
Ы		Б	Ф	У
Я	Т	И	Ч	Г
М	О	,	Ж	Ь
В	Щ	З	Ю	Р

7x5

Разбиваем сообщение на биграммы. Первую букву биграммы находим в левой таблице, а вторую в правой. Затем мысленно в таблицах сразу в двух половинках строится прямоугольник так, чтобы буквы биграмм лежали в его противоположных вершинах. Две другие вершины этого прямоугольника дадут буквы шифровки. Если обе буквы биграммы сообщения лежат в одной строке, то первая буква биграммы шифровки берется из правой таблицы в той же строке, но в столбце с номером столбца 1-ой буквы биграмм сообщения. Вторая буква биграммы шифровки берется из левой таблицы в той же строке, но в столбце с номером столбца 2-ой буквы биграммы сообщения.

Сообщение: ПР ИЕ ЗЖ АЮ _Ш ЕС ТО ГО

Шифровка: ПЕ МВ КИ ФМ ЕШ РФ ЖБ ДЦ ЩЛ

Есть свобода договорных модификаций выбора букв шифровки.

Получается весьма устойчивый к вскрытию и простой шифр. Взлом двойного квадрата биграмм требует больших усилий и длины сообщения более 30 строк.

22. Шифр Ж. Вернама (1917 г.) предложен для двоичных символов 5-ти разрядного кода БОДО. Каждый бит сообщения шифруется новым случайным битом ключа и ключ используется только один раз и его длина равна длине сообщения. Каждый бит шифровки получается из очередных бита сообщения и бита ключа операций сложения по модулю два (XOR). Вернам верил в нераскрываемость своего шифра (без доказательства). Невозможность раскрытия шифров типа Вернама доказал

(1949 г) Шеннон. Однако шифр Вернама не пригоден в большинстве практических случаев, за исключением небольших объемов текста.

23. Шифр-блокнот с одноразовым ключом по схеме Вернама, формальными средствами не раскрываемый, так как длина ключа Z равна длине текста X .

сообщение	исходный текст
численный код букв	X
численный ключ	Z
численный шифр	$y = (x+z) \bmod 26$

Шифротекст

Такими шифр-блокнотами на один раз пользовались разведчики второй мировой войны, а после и в некоторых странах.

Шифр-блокнот есть сам по себе крепость для посторонних:

- открывание со специальной предосторожностью, иначе ключи могут исчезнуть (даже вместе с открывшим их человеком);
- блокнот выполняется с прошитыми насквозь страницами, разделенными непрозрачными для любого подсматривания листами. Чтобы прочесть очередной ключ, надо вырвать очередной лист разделителя, что заметит хозяин;
- как только страница открыта для чтения, текст начинает бледнеть и через некоторое время исчезает бесследно;
- часто в блокноты помещают не сами ключи, а их шифровки, сделанные по ключу, который шифровальщик хранит лишь в памяти.

Ухищрениям нет конца. У разведчика Абеля был обнаружен крипто-блокнот размером с почтовую марку.

24. Механические шифровальные машины текста письма.

1) Первое шифрующее колесо изобретено Т. Джефферсоном в 1790 г., ставшим потом 3-им президентом США.

Принцип работы машин с шифрующими колесами с цифрами по ободу заключается в многоалфавитной замене текста сообщения по длинному ключу. Длина периода ключа равна наименьшему общему кратному периодов оборота шифрующих колес. Например, для 4-х колес с периодами 13, 15, 17 и 19 получаем период ключа $13 \times 15 \times 17 \times 19 = 62985$. Такая большая длина ключа очень затрудняет расшифровку коротких сообщений. Похожие устройства применялись армией США и после второй мировой войны.

2) В 1891 г. появился цилиндр Базери Э. из 20 дисков со случайными по ободу алфавитами. Диски помещались на общую ось в порядке определенном ключом. Набрав первые 20 букв текста в ряд на цилиндрах их поворачивали вместе и считывали в другом ряду (строке) шифрованное сообщение. Процесс повторяется пока все сообщение не было зашифровано. Эта машина дает более примитивный шифр нежели предыдущая (21.1)

3) Предшественница современных крипто-машин была предложена Хеберном Э. в 1917 г. и реализована в промышленной версии фирмой Siemens немецким инженером А.Кирхом. Эту машину назвали Энигмой (загадка). Первая версия содержала 4 барабана на одной оси, на каждой стороне барабана имелись по окружности 25 контактов, по числу букв в алфавите. Контакты с обеих сторон соединялись попарно случайным образом 25 проводами. Барабаны складывались

вместе и их контакты проводили ток от шифрующей клавиши из внешней стороны правого барабана до считывания шифра лампочкой у внешне стороны левого барабана.

Перед началом работы барабаны устанавливались так, чтобы устанавливалось заданное кодовое слово – ключ. А после нажатия очередной клавиши шифрования правый барабан поворачивают на один шаг. После того как правый барабан делал один оборот поворачивался следующий барабан на один шаг (как в счетчике оборотов электроэнергии, машин и т.п.). Таким образом получался ключ заведомо гораздо более длинный, чем текст сообщения.

Рассмотрим пример для гипотонического алфавита АБВГДЕ на 2-х барабанах.

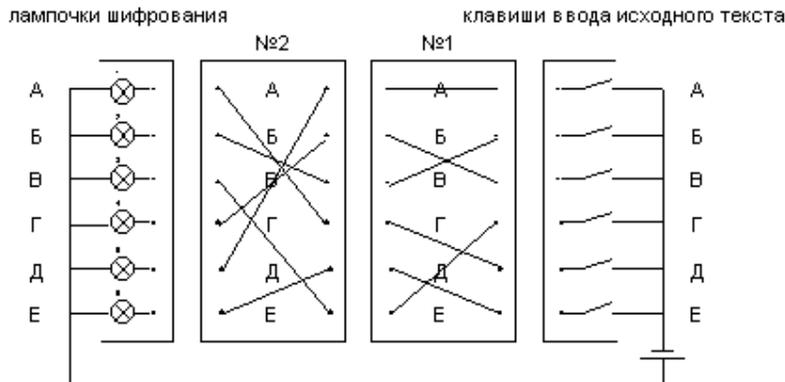


Рисунок 2.5

Рисунок 2.6

Здесь показано исходное положение барабанов. Устанавливаем ключ БА нижеприведенного примера. Барабан N2 в положении, чтобы в верхней строке была буква Б. Барабан N1 уже (на рисунке) стоит в необходимом положении. Нажимаем кнопку “В” — видим лампочку А. Сдвигаем барабан N1 на один шаг вверх. Нажимаем “А”. Видим лампочку “А” и т. д.

Установим ключ БА на барабанах и зашифруем сообщение ВАГЕ АД АГАВЕ ДА нажимая клавиши ввода исходного текста и прочитывая по лампочкам каждый раз поворачивая барабан снизу вверх по рисунку.

Исходный текст: ВАГЕ АД АГАВЕ ДА

Шифровка: ААЕБ ГВ ЕГВДД ЕГ (сдвигаем на шаг и барабан №2)

В дальнейшем и число барабанов довели до Б и еще движение (поворот) барабанов сделали хаотичным(по своему ключу) и для затруднения расшифрования барабаны день ото и дня переставлялись местами.

Англичане достали барабаны ЭНИГМЫ. Но взлом шифров шел тяжело до тех пор пока в 1942 г. А. Тьюринг не создал специально для взлома ЭНИГМЫ быстродействующую ЭВМ “КОЛОСС”, теперь имея добытые ранее барабаны, английские криптомашины взламывали менее чем за день, перебирая все возможные ключи. Однако ЭНИГМА постоянно усложнялась, и были периоды, когда англичане не смогли с ней справиться. А перед шифровками ЭНИГМЫ, которые исходили не от войск, а из немецких крипто-центров “КОЛОСС” тоже был бессилён.

Шифрование письма в России.

25. Первый известный шифр в России “тарабарская грамота”. Это простая замена только согласных букв. Гласные не заменяются.

↑ Б В Г Д Ж З К Л М Н

↓ Щ Ш Ч Ц Х Ф Т С Р П

Такую таблицу замены называют парной, так как при шифровании буквы расположенные на одной вертикали переходят одна в другую. Сообщение ВЕЗУ ШАПКИ выглядит так: ШЕФУ ВАНТИ.

26. Петр I употреблял шифр простой замены “цифирная азбука”, в которой буквы сообщения заменялись цифрообозначениями, являлись буквы, слоги, слова, а также и другие знаки – «пустышки», не соответствующие никаким знакам открытого текста.

27. Во второй половине 17 века придумали шифр простой замены “уголки”.

а	б	в	г	д	е	ё	ж	з	и	й
┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘
к	л	м	н	о	п	р	с	т	у	ф
┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘
х	ц	ч	ш	щ	ъ	ы	ь	э	ю	я
┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘	┘

Рисунок 2.7

Шифры подполья России

28. “Тюремная азбука” для общения заключенных в соседние камеры перестукиванием – аналог квадрата Полибия 6x5. Буква передается парой номеров строки и столбца количеством стуков с короткой паузой между номерами с более длинной паузой между буквами К Т О и т.д.

	1	2	3	4	5
1	а	б	в	г	д
2	е	ж	з	и	к
3	л	м	н	о	п
4	р	с	т	у	ф
5	х	ц	ч	ш	щ
6	ь	ы	э	ю	я

А сначала лидером выстукивается азбука.

29. Парный шифр. Ключ – фраза, содержащая не менее 15 букв (половина алфавита без ё, й, ь). Эти буквы ключевой фразы назовем информационными. Под ними подписываем оставшиеся буквы алфавита в порядке их следования в нем.

Получаем таблицу простой замены, которую легко создаст/восстановит, помня ключевую фразу.

у	к	р	и	в	о	й	Н	а	т	а	л	ь	и	в	с	е	л	ю	д	и каналы
1	2	3	4	5	6		7	8	9		10	11		12	13		14	15		
б	г	ж	з	м	п		Ф	х	ц		ч	ш		щ	ы		э	я		

Нумеруем по порядку 15 разных букв и подписываем оставшиеся буквы алфавита.

Получаем парную таблицу замены.

Для удобства пользования эту парную таблицу перепишем как полный алфавит.

↑А Б В Г Д Е Ж З И К Л М Н О П Р С Т У Ф Х Ц Ч Ш Щ Ъ Ы Э Ю Я

↓Х У М И Я Ы Р И З Г Ч В Ф П О Ж Щ Ц Б Н А Т Л Ъ С Ш Е Ю Э Д

Явка провалена — сообщение

ДМГХОЖПМХЧЫФХ – шифровка ДМГХ ОЖПМ ХЧМФ Х

30. Аналог шифра “по книге” – шифр “по стихотворению”. Корреспонденты заучивают наизусть достаточно длинные стихотворения, такое, чтобы в нем встретились все буквы алфавита. Каждая буква сообщения шифруется парой чисел – номером строки, где встречается эта буква и номером буквы в ней. Для удобства работы стихотворение записывают на лист в клеточку в виде таблицы и нумеруют строки и столбцы записи. По окончании шифрования/расшифровывания запись таблицы уничтожают.

Шифровка имеет вид последовательности пар чисел.

3. Модулярная арифметика (mod-арифметика)

3.1. Свойства целочисленных операций с mod N

Любые целые числа сравниваются по модулю N отображением их на множество модуля N равное $\{0, 1, 2, \dots, N - 1\}$ (1)

Для неотрицательных чисел $a \geq 0$ отображение их на множество модуля получается циклическим вычитанием из 'a' величины N до тех пор пока не получится результат r, принадлежащий множеству модуля. Этот результат и есть число 'a' представленное (взятое) по модулю N

$$r = a \bmod N \quad (2)$$

Если $a < N$, то $r = a$. Произошло отображение 'a' на самое себя.

Для отрицательных целых чисел $a < 0$ отображение на множество модуля распространяется путем циклического прибавления N к a.

Операции сравнения по модулю N наглядно можно представить на оси целых чисел, см. рисунок ниже, как счет пачками по N единиц направленный от заданного числа в сторону множества модуля N.

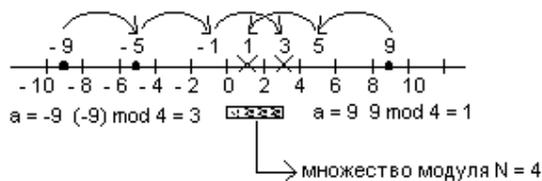


Рисунок 3.1

Легко видеть, что для неотрицательных чисел величина r есть остаток от целочисленного делителя 'a' на N.

В языке Pascal есть операция mod – целый остаток от деления двух целых положительных чисел.

Понятия $a \bmod (-N)$ не существует, а взять отрицательное целое по модулю N можно так:

$$-9 \bmod 4 = -(9 \bmod 4) = -1 + 4 = 3 \quad (3)$$

Можно и воспользоваться функцией $\text{Int}(x)$ – целое число

$$\text{Для } a > 0 \quad r = a \bmod N = a - N * \text{Int}(a/N) \quad (4)$$

$$\text{Для } a < 0 \quad r = a \bmod N = a + N * (\text{Int}(-a/N)+1)$$

Например:

$$r = 9 \bmod 4 = 9 - 4 * \text{Int}(9/4) = 9 - 4*2 = 9 - 8 = 1$$

$$r = -9 \bmod 4 = -9 + 4 * (\text{Int}(-9/4)+1) = -9 + 4*(2+1) = 3$$

В теории чисел определено *отношение* (\equiv) сравнимости целых чисел:

$$a \equiv b \pmod{N} \quad (5)$$

'a' сравнимо с 'b' по модулю N, 'a' и 'b' – целые, $N \neq 0$, если только выполняется равенство $a = b + k*N$

Еще говорят: N делит (a - b): $N | (a-b)$ и 'b' называют *вычетом* числа 'a' по модулю N.

Выражение (5) равносильно утверждению, что остатки от делений 'a' и 'b' на N равны

$$17 \equiv 5 \pmod{12}$$

означает, что

$$17 \bmod 12 = 5$$

$$5 \bmod 12 = 5$$

Для $N = 12$ полный набор вычетов есть $\{0, 1, 2, \dots, 11\}$

Выражение $a \equiv 1 \pmod{N}$ определяет все целые положительные 'a', остатки от деления которых на N равны 1.

3.2. Основные свойства

$$18. a \bmod a = 0 \tag{6}$$

$$19. (a + b) \bmod N = (a \bmod N + b \bmod N) \bmod N \tag{7}$$

$$20. (a - b) \bmod N = (a \bmod N - b \bmod N) \bmod N \tag{8}$$

$$21. (a * b) \bmod N = (a \bmod N) * (b \bmod N) \bmod N \tag{9}$$

Доказательство — прямая подстановка. Например:

$$a = 60, b = 63, N = 32$$

$$(60 * 63) \bmod 32 = 3780 \bmod 32 = 3780 - 32 * 118 = 4$$

$$L \bmod N = L - N * \text{INT}(L/N)$$

$$60 \bmod 32 = 28, 63 \bmod 32 = 31$$

$$(28 * 31) \bmod 32 = 868 \bmod 32 = 4$$

Следствие:

Если $m = a + b + c$, то:

$$22. x^m \bmod N = x^{a+b+c} \bmod N = (x^a x^b x^c) \bmod N = [(x^a \bmod N) * (x^b \bmod N) * (x^c \bmod N)] \bmod N \tag{10}$$

$$23. (a*(b+c)) \bmod N = ((a*b) \bmod N + (a*c) \bmod N) \bmod N \tag{11}$$

$$24. x^{a*i} \bmod N = (x^a \bmod N)^i \bmod N \tag{12}$$

Действительно, например $5^{2*3} \bmod 11 = 5^6 \bmod 11 = 5$

$$5^2 \bmod 11 = 3$$

$$(5^2 \bmod 11)^3 \bmod 11 = 3^3 \bmod 11 = 27 \bmod 11 = 5$$

Формулы (9), (10), (12) удобно использовать для расчета по mod N больших чисел превосходящих разрядность ЭВМ.

Например: $x^{53} \bmod N$

Разложим 53 на двоичные сомножители 1, 2, 4, 8, 32, 64,

$$x^{53} = x^{(32+16+4+1)}$$

Надо сначала найти $x^2, x^4 = (x^2)^2, x^8 = (x^4)^2, x^{16} = (x^8)^2, x^{32} = (x^{16})^2$.

Это 5 операций умножения.

Теперь надо последовательно умножить $x^{32} \cdot x^{16} \cdot x^4 \cdot x$ еще три операции умножения. Все операции надо делать по модулю N. Получим результат за 8 операций

Пример 1:

$$3^{19} \bmod 15 = 3^{19} - 15 \cdot \text{Int}(3^{19}/15) = 1162261467 - 15 \cdot 77484097 = 12$$

$$19 = 16 + 2 + 1$$

1	3	3
2	$3^2 = 9$	$9 \cdot 3 = 27 \bmod 15 = 12$
4	$9^2 = 81 \bmod 15 = 6$	
8	$6^2 = 36 \bmod 15 = 6$	
16	$6^2 = 36 \bmod 15 = 6$	$6 \cdot 12 = 72 \bmod 15 = 12$

Следствие: если $x^a \bmod N = 1$, то и $x^{a \cdot i} \bmod N = 1$

Пример 2:

Общие формулы вычисления больших степеней.

$a^b \bmod N = (a \cdot a \cdot a \dots a \text{ (b раз)} \bmod N)$ затем применяем формулу (9)

$$25. F(\varphi(x)) \bmod N = F(\varphi(x) \bmod N) \bmod N \quad (13)$$

Проверка: $N = 11, x = 5$

$\varphi(x) = x^2$	$\varphi(x) \bmod N = 5^2 \bmod 11 = 3$	$F(\varphi(x)) \bmod N = (10 \cdot 25) \bmod 11 =$
$F(y) = 10y$	$F(y) \bmod N = 10 \cdot 3 \bmod 11 = 8$	$= 250 \bmod 11 = 8$

26. Свойство коммутативности.

Обозначим $x^a \bmod N = F_a(x)$, $x^b \bmod N = F_b(x)$

Будет верно тождество

$$F_a(F_b(x)) \bmod N = F_b(F_a(x)) \bmod N \text{ для всех } x. \quad (14)$$

Действительно:

$$F_a(F_b(x)) = (F_b(x))^a \bmod N = (x^b \bmod N)^a \bmod N = (\text{см. формулу 13}) = (x^b)^a \bmod N = x^{ba} \bmod N$$

$$F_b(F_a(x)) = (F_a(x))^b \bmod N = (x^a \bmod N)^b \bmod N = (\text{см. формулу 13}) = (x^a)^b \bmod N = x^{ab} \bmod N$$

но $x^{ba} = x^{ab}$ следовательно и $F_a(F_b(x)) = F_b(F_a(x))$

27. Теорема Эвклида (300 г. до н.э.)

Если E и M удовлетворяют условию $0 < EM$ и $\text{НОД}(M, E) = 1$, то существует единственное число D , такое что $0 < D < M$ и

$$E \cdot D \equiv 1 \pmod{M} \quad ((E \cdot D) \bmod M = 1) \quad (15)$$

и кроме того D может быть вычислено с помощью расширения алгоритма Евклида при нахождении $\text{НОД}(M, E)$. (Сравни Кнут Д. "Искусство программирования," т. 1 стр. 26, 1976г.

Алгоритм Евклида при нахождении $\text{НОД}(M, E)$.

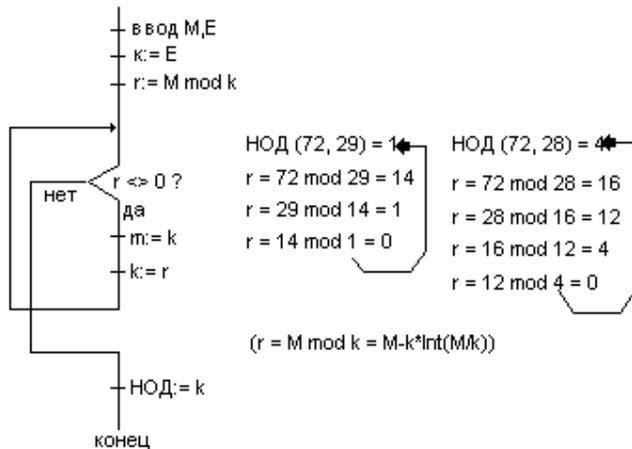


Рисунок 3.2

28. Функция Эйлера

$\Phi(N)$ — функция Эйлера определяет для каждого положительного целого числа N количество положительных целых чисел i не превышающих N и таких, что $\text{НОД}(i, N) = 1$, При $N = 1$ по определению $\Phi(1) = 1$

$$1 \leq i < N$$

Найдем, например, $\Phi(8)$. Вычислим $\text{НОД}(i, 8)$, $1 \leq i < 8$, ($i = 1, 2, \dots, 7$)

i	1	2	3	4	5	6	7
НОД(i,8)	1	2	1	4	1	2	1

Имеем до 4-х $i = 1, 3, 5, 7$ $\text{НОД}(i, 8) = 1$ следовательно $\Phi(8) = 4$.

Очевидно, что для простого числа P имеем $\Phi(P) = P - 1$, так как простое число не делится нацело на меньшее число. Например, $\Phi(7) = 7 - 1 = 6$, ибо для всех $i = 1, 2, 3, 4, 5, 6$ $\text{НОД}(i, 7) = 1$.

Нетрудно видеть, что для двух неравных простых чисел P и Q

$$\Phi(P \cdot Q) = (P - 1) \cdot (Q - 1) \tag{16}$$

Например, $\Phi(6) = \Phi(2 \cdot 3) = 1 \cdot 2 = 2$.

29. Теорема Эйлера

Для любых целых чисел x и N ($x < N$)

$$x^{\Phi(N)} \equiv 1 \pmod{N}, \quad x^{\Phi(N)} \bmod N = 1 \tag{17}$$

при условии, что $\text{НОД}(x, N) = 1$.

Например, для $\Phi(8) = 4$ сравнение (17), будет выполнено только для $x = 1, 3, 5, 7$ для которых $\text{НОД}(x, 8) = 1$.

Действительно, например :

для $x = 2$: $2^{\Phi(8)} \bmod 8 = 2^4 \bmod 8 = 16 \bmod 8 = 0$

а для $x = 3$: $3^4 \bmod 8 = 81 \bmod 8 = 1$. Генерация псевдослучайных последовательностей (ПСП) чисел и бит

3.3. Виды датчиков ПСП

- 1) Специально составленная и откорректированная на «случайность» таблица. Недостаток: мал объём таблицы и большой расход памяти ПК на таблицу.
- 2) Физический датчик. Формирование ПСП из сигнала электронного шума радиоламп, полупроводников, резисторов. Недостатки: наличие схемной нестабильности генератора, необходимость частой градуировки и контроля. Формирование ПСП с помощью использования устройств ядерного распада радиоактивных элементов. Дорого и сложно.
- 3) Формирование ПСП программой ПК.
- 4) Программно-аппаратный датчик ПСП на регистрах сдвига.

3.4. Программные датчики. Общая модель

$$a_i = j(a_{i-1}, \dots, a_{i-p}), l < p$$

Исходные величины $a_0, a_{-1}, a_{-2}, \dots, a_{-(p-1)}$ фиксируются заранее и называются стартовыми величинами.

Линейные рекуррентные формулы

1. Мультипликативный конгруэнтный метод (метод вычетов)

$$a_i = (b \cdot a_{i-1}) \bmod M, i = 1, 2, \dots$$

b, M, a_0 – натуральные числа – параметры программного датчика.

$$a_0, a_1, \dots \in \{0, 1, \dots, (M-1)\}$$

Эта ПСП закикливается, начиная с некоторого номера $i = T$. Её период, равный T , не превосходит $M-1$.

Пусть $M = 2^q$, q – количество бит целой константы ПК. Тогда:

$T_{\max} = 2^{q-2} = M/4$ достигается, если:

- 1) a_0 – нечётное число, причём $1 \leq a_0 \leq M-1$;
- 2) $\beta \bmod 8 = 3 \bmod 8$ или $\beta \bmod 8 = 5 \bmod 8$.

Это условие выполняется, например, при $\beta = 5^{2p+1}$, $p = 0, 1, 2, \dots$, или когда $\beta = 2^m + 3$, $m = 3, 4, 5, \dots$

2. Метод, использующий линейные смешанные формулы, в частности, смешанный конгруэнтный метод.

$$a_i = (b \cdot a_{i-1} + C) \bmod M, i = 1, 2, \dots$$

Для получения максимального периода следует брать $M = 2^n$ и использовать $\beta = 2^q + 1$, $q \geq 2$, C – нечётное и a_0 – произвольное. Хоффман рекомендует выбирать β из условия $\beta \bmod 4 = 1$.

Методы, использующие нелинейные рекуррентные формулы

3. Метод середины квадрата.

$$a_i = \left(\left((a_{i-1})^2 \bmod 2^{3k} - (a_{i-1})^2 \bmod 2^{2k} \right) / 2^k \right), i = 1, 2, \dots$$

Параметры датчика: k и a_0 . Заметим, что a_0 – число, образованное средними $2k$ битами $4k$ -разрядного двоичного числа $(a_{i-1})^2$.

4. Модификация метода – метод середины произведения.

$$a_i = ((a_{i-1} \cdot a_{i-2}) \bmod 2^{3k} - (a_{i-1} \cdot a_{i-2})) / 2^k, i = 1, 2, \dots$$

5. Квадратичный конгруэнтный метод (обобщение линейного).

$$a_i = (g \cdot (a_{i-1})^2 + b \cdot a_{i-1} + C) \bmod M, i = 1, 2, \dots$$

Параметры датчика: a_0, M, b, g, C .

Если $M = 2^q$ и $q \geq 2$, то наибольший период

$T_{\max} = M = 2^q$ достигается, если β, C – нечётные, γ – чётное, причём $b \bmod 4 = (g + 1) \bmod 4$

6. Метод Маклорена-Марсальи.

Метод основан на комбинации двух простейших датчиков. Пусть $\{b_i\}$ и $\{c_i\}$, $i = 0, 1, 2, \dots$ есть ПСП, порожденные двумя независимо работающими датчиками D_1 и D_2 соответственно. А $V = \{V(0), V(1), \dots, V(k-1)\}$ – вспомогательная таблица из k целых чисел.

Сначала таблица V заполнена k членами ПСП $\{b_i\}$, т.е. $V(j) = b_j, j = 0, 1, 2, \dots, k-1$.

Результирующая ПСП получается в результате следующей последовательности действий:

$$s := \text{Int}(c_j \cdot k)$$

$$d_i := V(s) \quad i = 1, 2, \dots$$

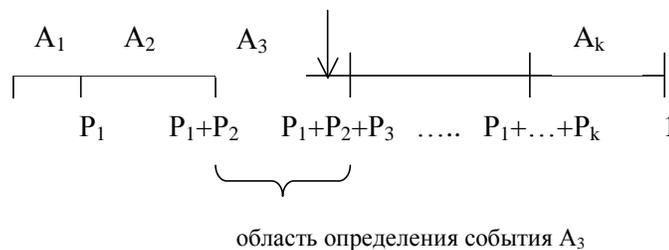
$$V(s) := b_{i+k}$$

Т.е. датчик D_2 делает случайный выбор из таблицы V , а также случайно заполняет её числами, порождёнными датчиком D_1 . Можно получить очень большой период ПСП, если периоды датчиков D_1 и D_2 – взаимно простые числа.

3.5. Генерация дискретных случайных величин (событий) с помощью датчика ПСП.

Пусть требуется сгенерировать дискретные случайные величины A_1, A_2, \dots, A_k , появляющиеся с вероятностями P_1, P_2, \dots, P_k соответственно.

- Берём генератор ПСП, генерирующий «случайные» величины в диапазоне $[0; 1]$.
- На шкале $[0; 1]$ откладываем метки $P_1, P_1 + P_2, P_1 + P_2 + P_3, \dots$



- Обращаемся к генератору ПСП. Пусть получили величину α , показанную на рисунке. Например, α попала в область

$$P_1 + P_2 < a \leq P_1 + P_2 + P_3$$

принадлежащую событию A_3 . Решаем, что произошло событие A_3 .

3.6. Проблемы генерирования криптографически стойкой псевдослучайной последовательности (ПСП) чисел.

К генератору такой ПСП предъявляются следующие требования:

- 1) Период ПСП должен быть достаточно большим.
- 2) ПСП должна быть труднопредсказуемой по отдельному «куску».
- 3) Генерирование должно быть технически не очень сложным.

Известно довольно много простых алгоритмов генерации, обеспечивающих длину периода порядка $10^7 \dots 10^9$ неповторяющихся десятичных чисел с довольно хорошими статистическими свойствами.

Например, по Хоффману хорош линейный конгруэнтный генератор. i -е псевдослучайное число q_i вычисляется из предыдущего q_{i-1} по формуле:

$$q_i = (a \cdot q_{i-1} + b) \bmod m, \quad (1)$$

где m – максимальное значение целого псевдослучайного числа.

ПСП q имеет максимальную длину неповторяющихся равную m , если взять $m = 2^k$, k – целое большее 2 ($k > 2$), b – нечетное и $a \bmod 4 = 1$.

Разработаны методики конгруэнтных генераторов, например, m – простое $2^{31} - 1$, b – взаимно простое с m и a – нечетное, а также другие модификации параметров в формуле (1).

Алгоритм конгруэнтного генератора генератора национального бюро стандартов США имеет длину периода 2^{64} и обладает сравнительно хорошими статистическими свойствами.

Всякий генератор ПСП чисел следует сначала тестировать на статистические качества (см. описание лабораторной работы <http://www.main.vsu.ru/library/met/> на сайте физического ф-та ВГУ), а затем исследовать на криптостойкость.

Тесты статистических свойств ПСП чисел:

- 1) определение длины периода l и апериода L ;
- 2) определение одномерной, двух-, 3-х и 4-мерной равномерности разбиением чисел ПСП на числа с соответствующим количеством разрядов;
- 3) вычисление коэффициентов неравномерности;
- 4) определение корреляционных свойств ПСП чисел;
- 5) вычисление по известной статистической задаче, например, значения числа π .

3.7. Как получить большую длину ПСП чисел

Идея Хоффмана получения «бесконечной длины» ПСП чисел — перенастройка параметров «А» и «С» генератора

$$S_{i+1} = (a \cdot S_i + C) \bmod m$$

после каждой генерации N членов ПСП ($N < 2^m - 1$) с помощью, в свою очередь, ПСП порождающих чисел S_0 .

Берём $m = \text{const}$, $m = 2^k$ или 2^{k-1} .

k – целое, C – нечетное, $a = 1 \pmod{4}$.

Задаём S_0 . Генерируем первые N членов

$$\overbrace{S_0, S_1, S_2, \dots, S_N, S_{N+1}, S_{N+2}, \dots, S_{2N}, S_{2N+1}, S_{2N+2}, \dots, S_{3N}, S_{3N+1}, \dots}^{\hspace{10em}}$$

$$C = 3$$

$$C = 5$$

$$C = 7$$

$$C = 9$$

$$a = 5$$

$$a = 9$$

$$a = 13$$

$$a = 17$$

4. ПСП нулей и единиц (гамма).

Считается, что «гарантированно» хорошим для криптографии способом генерации является построение гаммы рекуррентным соотношением

$$C_0 \cdot q_i + C_1 \cdot q_{i-1} + \dots + C_m \cdot q_{i-m} = 0 \quad (2)$$

Здесь и ниже обозначено: C и q – двоичные числа $\{0, 1\}$, а символом «+» обозначено сложение по модулю два (логическая операция XOR). Множество полиномов (2) составляет одно из полей Галуа, т.е. поле, над которым определено: сложение – операция XOR, вычитание – операция XOR, умножение – операция AND.

Коэффициенты C_0 и C_m обязаны быть равны 1. следовательно, очередное псевдослучайное число вычисляется по ф-ле:

$$q_i = C_i \cdot q_{i-1} + \dots + C_{m-1} \cdot q_{i-(m-1)} + q_{i-m} \quad (3)$$

Последовательность бит, например, байт или слово (два бита) удобно рассматривать как многочлены. Например, байт представляется полиномом 7-й степени, каждый член которого соответствует ненулевому биту в байте:

$$(10010101) = 1 \cdot q^7 + 0 \cdot q^6 + 0 \cdot q^5 + 1 \cdot q^4 + 0 \cdot q^3 + 1 \cdot q^2 + 0 \cdot q^1 + 1 \cdot q^0 = q^7 + q^4 + q^2 + 1 = f(q)$$

Применение полиномов упрощает рассмотрение операций с ПСП бит.

Полином $f(q)$ называют **неприводимым**, если:

$$f(0) = 1 \text{ и } f(1) = 1 \quad (4)$$

Другими словами, полином m -ой степени неприводим, если он не раскладывается на множители (полиномы) степени ниже m .

ПСП бит, вычисляемая по формуле (3), будет иметь максимальную длину периода, равную $2^m - 1$, если полином (2) неприводим.

Примеры неприводимых полиномов и соответственно рекуррентных соотношений (3).

$$\begin{aligned} \text{3-го порядка:} \quad & 1 + q + q^3 = 0 & q_i &= q_{i-1} + q_{i-3} \\ & 1 + q^2 + q^3 = 0 & q_i &= q_{i-2} + q_{i-3} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{4-го порядка:} \quad & 1 + q + q^4 = 0 \\ & 1 + q + q^2 + q^3 + q^4 = 0 \end{aligned}$$

$$\text{5-го порядка:} \quad 1 + q^2 + q^3 + q^4 + q^5 = 0$$

$$\text{11-го порядка:} \quad 1 + q^9 + q^{11} = 0 \quad q_i = q_{i-9} + q_{i-11}$$

Заметим, что все неприводимые полиномы имеют нечетное количество членов.

4.1. Реализация генератора гаммы на регистрах сдвига

Общая идея:

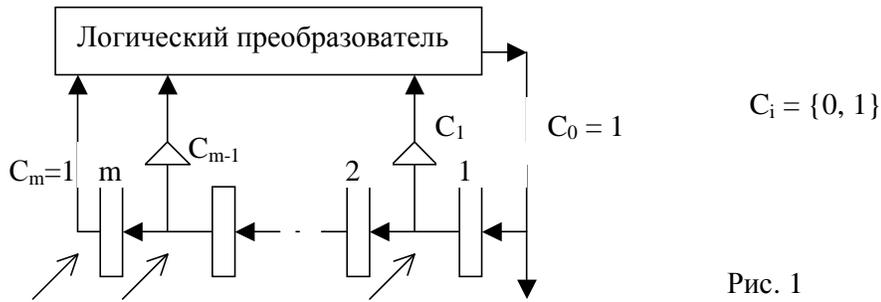
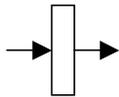
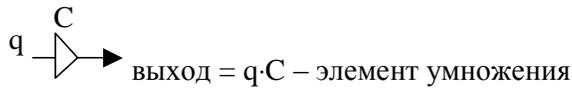


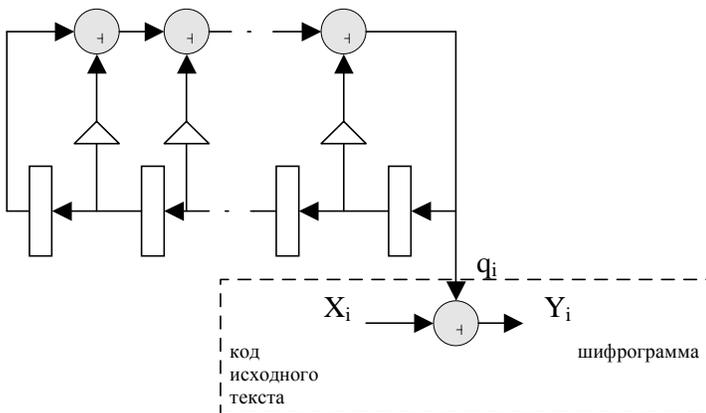
Рис. 1



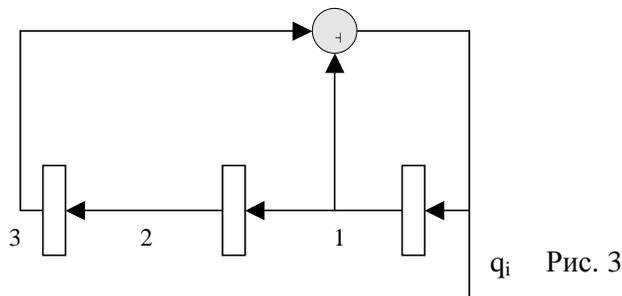
элемент (звено) задержки информации в регистре сдвига на один такт (тактовый генератор не показан)



Линейный генератор получается, если в качестве логического преобразователя (ЛП) взять цепочку элементов сложения по модулю два.



Например, для полинома 3-го порядка $q_i = q_{i-1} + q_{i-3}$



Более криптостойкая нелинейная схема с дополнительным ЛП.

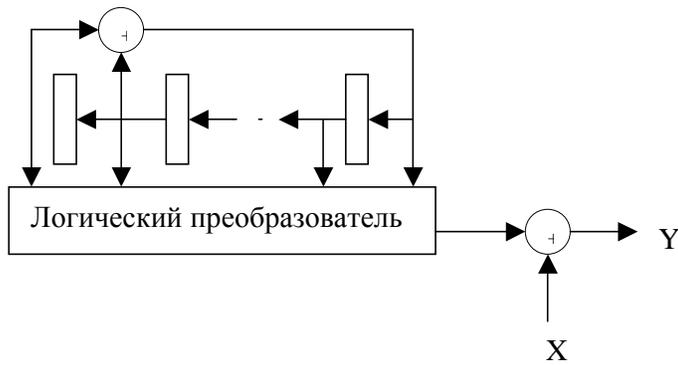


Рис. 4

Комбинированные генераторы ПСП бит на регистрах сдвига с обратной связью.

1) Схема Джеффа

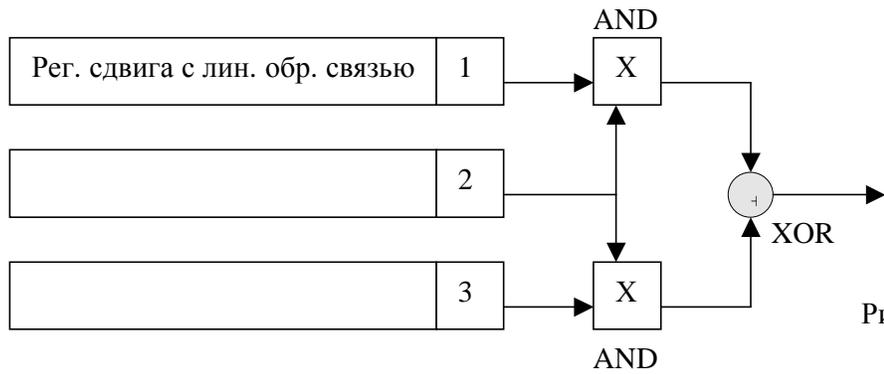


Рис. 5

2) Схема Брюса

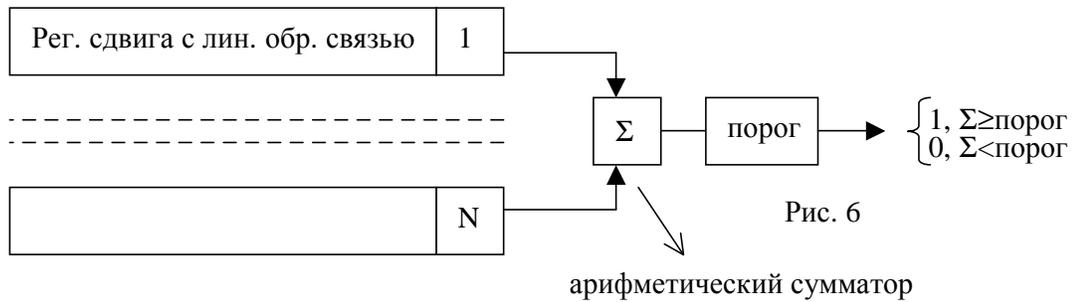


Рис. 6

Генератор ПСП бит с внутренней нелинейной логикой

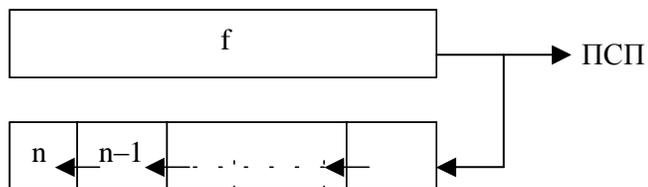


Рис. 7

Генератор ПСП бит с внешней нелинейной логикой

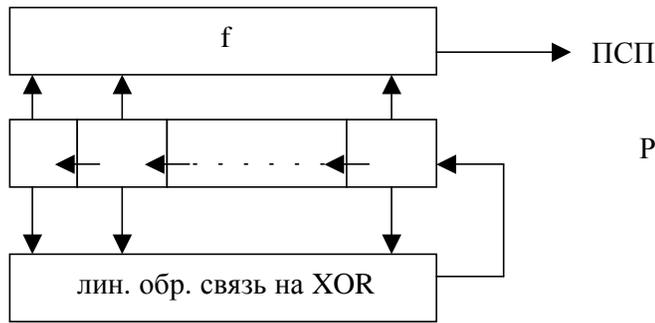


Рис. 8

ПСП максимальной длины для регистров сдвига с m звеньями

длина регистра m	номера отводов для одного логического элемента XOR	длина ПСП $2^m - 1$
3	3,2	7
4	4,3	15
5	5,3	31
6	6,5	63
7	7,6	127
9	9,5	511
10	10,7	1023
11	11,9	2047
20	20,17	1 048 575
24	23,22,17	16 771 215
39	39,35	549 755 813 887

При $m = 100$ максимальная длина гамм равна $2^{100} - 1$. Для передачи её со скоростью 1 Мбайт/с период повторится лишь через $\sim 10^{16}$ лет.

Однако если $2m$ бит исходного текста известны хакеру, то $2m$ бит гаммы вычисляются просто, и можно определить расположение отводов C_i регистра и его начальное состояние, если известно m .

[Диффи У., Хеллман М. Защищённость и имитостойкость. Введение в криптографию//ТИНЭР – 1979, т. 67, №3, стр. 71-104]

Распределение отводов можно определить, так как:

$$S_{i+1} = (A \cdot S_i) \bmod 2, \quad (6)$$

где S_i – вектор-столбец из m символов состояния регистра в i -й момент;

A – матрица $m \times m$ положений отводов,

1-ая строка – последовательность отводов, непосредственно под главной диагональю располагаются единицы, а в остальных позициях нули.

Например, для трехразрядного регистра (Рис. 3)

$$A = \begin{vmatrix} C_1 & C_2 & C_3 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \end{vmatrix} = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \end{vmatrix}$$

Зная $2m$ бит гаммы, можно за m^3 итераций обратить формулу (6) и найти отводы.

4.2. Тестирование гаммы

Тестирование гаммы проводится по следующим критериям случайности:

- 1) Свойство уравновешенности. В каждом периоде ПСП количество единиц отличается от количества нулей не более, чем на единицу.
- 2) Свойство серий (последовательностей одинаковых бит). Пусть в периоде ПСП имеется M серий. Тогда количество серий, имеющих длину 1, равно точно $M/2$, количество серий длиной 2 равно $M/4$, длиной 3 – $M/8$ и т.д.

Обозначив длину серии L , а количество серий этой длины $K(L)$, получим общую формулу:

$$K(L) = M / 2^L \quad (7)$$

Пример. ПСП = {1001110}. Здесь $M = 4$, $K(1) = 2$, $K(2) = 1$, $K(3) = 1$. однако последнее $K(3) = 1$ не имеет смысла для формулы (7), т.к. длина периода ПСП в примере $p = 7$ слишком мала для использования по формуле (7) вычисления $K(3)$. Следует подставлять $L < n$, где n берём из формулы максимальной длины периода

$$p_{\max} = 2^n - 1,$$

где n – количество звеньев регистра сдвига.

- 3) Свойство корреляции. Если ПСП почленно сравнивать с любым её циклическим сдвигом в течение периода, то количество совпадений отличается от количества несовпадений не более чем на единицу.

Пример.

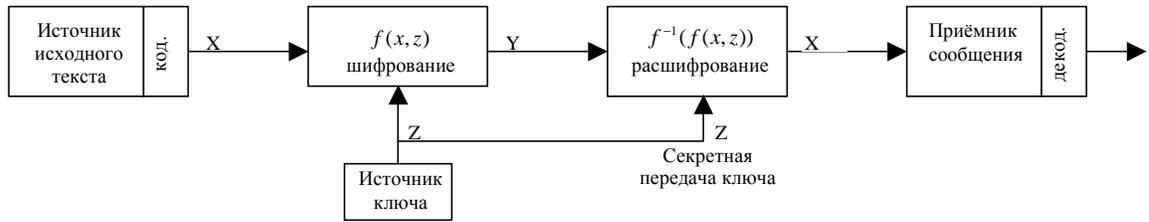
1001110	СД0	
0100111	СД1 XOR СД0 = 1101001	
1010011	СД2 XOR СД1 = 1110100	СД2 XOR СД0 = 0011101
1101001	СД3 XOR СД2 = 0111010	
	СД3 XOR СД1 = 1001110	
	СД3 XOR СД0 = 0100111	

имеем: количество совпадений равно количеству нулей функции XOR – в нашем примере 3;

количество несовпадений равно количеству единиц функции XOR – в нашем примере 4.

5. Классическая криптография

5.1. Криптографическая система с одним ключом (общим для шифрования и расшифрования)



X — числовое представление (код) исходного текста

Y — шифрограмма

Рис. 1

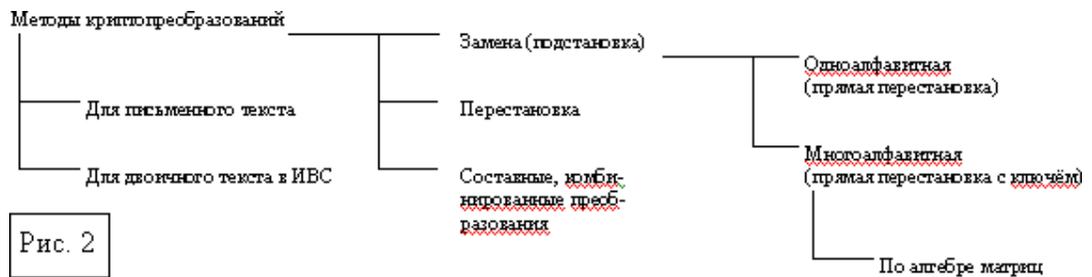


Рис. 2

5.2. Шифрование заменой (подстановками)

Моно(одно)алфавитная замена — самый простой способ прямой замены. Составляется таблица прямой замены букв шифруемого текста другими буквами данного алфавита.

Таблица замены

Знаки в таблице шифрования не должны повторяться, т.е. таблица замены должна представлять полную перестановку алфавита (когда *все* буквы подверглись перестановке). После замены шифротекст для удобства работы с ним разбивается на равновеликие группы. В шифре Цезаря таблица замены есть алфавит сдвинутый в кольцо на 3 позиции.

Одноалфавитный шифр имеет низкую стойкость. Сравнительно легко взламывается, т.к. имеет те же статистические характеристики частоты букв в шифрограмме, что и в исходном (открытом) тексте. При достаточной длине шифротекста он раскрывается статистическим криптоанализом.

Многотабличная замена. Буквенная ключевая последовательность.

Многоалфавитный шифр более стойкий. Например, таблица Вижинера. Это квадратная матрица $N \times N$, где N — количество символов алфавита.

Первая строка матрицы — исходный алфавит. Следующие — кольцевой сдвиг алфавита на одну букву. Для шифрования задаётся слово из K букв (буквенный ключ). Из таблицы Вижинера выписывается рабочая подтаблица $(K+1) \times N$. Первая строка — исходный алфавит. Следующие строки — алфавиты, начинающиеся с очередных букв ключа. Процедура шифрования:

- под каждой буквой шифруемого текста записываются буквы ключа, повторяя его необходимое число раз;
- Замена букв производится по подматрице и затем шифротекст разбивается на группы, например по 5 знаков.

Расшифрование шифротекста происходит в обратной последовательности. Ключ следует периодически или для каждого файла менять.

Заменяв буквы числами, получим цифровую шифрограмму. Статистические характеристики букв шифротекста уже иные, чем у исходного текста, т.к. в разных местах текста данная буква будет шифроваться разными буквами.

Проблемы ключа.

При коротком ключе шифрование не надёжно (злоумышленнику для раскрытия по крайней мере надо перехватить количество знаков в шифровке равное 20 длинам ключа). Длинный же ключ запомнить трудно (если он ещё и не имеет лингвосмысла), а запись его на бумаге может быть похищена. Ключ может вводиться пользователем с терминала или храниться в ЗУ в зашифрованном виде.

Одноалфавитные и многоалфавитные подстановки можно представить общей формулой, рассматривая её как задачу современной алгебры, т.к. между N знаками алфавита и набором положительных целых чисел $0, 1, 2, \dots, (N-1)$ устанавливается произвольное однозначное соответствие, то при сложении и вычитании по модулю N эти положительные числа формируют алгебраическое кольцо и однозначное обратное преобразование.

$$\text{шифрование: } y_i = (x_i + z_i) \bmod N \quad (1)$$

$$\text{расшифрование: } x_i = (y_i - z_i) \bmod N$$

Если $z_i = \text{const}$, то имеем одноалфавитную подстановку. Для неё общую формулу можно расширить:

$$y_i = (a \cdot x_i + z) \bmod N, \text{ при } z_i = \text{const} \quad (2)$$

где: y_i — числовой код букв шифра
 x_i — числовой код букв исходного текста
 N — размер алфавита
 a — десятичный коэффициент
 z — коэффициент сдвига

При $a = 1, z = 3(4), N = 27$ получаем код Цезаря с алфавитом, например:

А	В	С	Д	Е	Ф	Г	Н	И	Ј	К	Л	М	Н	О	Р	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z	в(пробел)
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26	27
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22	23	24	25	26

Отметим, что две одноалфавитные замены подряд не увеличивают стойкости шифра, т.к. эквивалентны одной (суммарной) замене. Например если первая замена была с $z = 3$ (формула 2), а вторая с $z = 5$, то получим результирующую одну замену с $z = 8$.

Числовая ключевая последовательность

Если z выбирается из последовательности z_1, z_2, K, z_n , то имеем многоалфавитную подстановку с периодом ключа $z = \{z_1, z_2, K, z_K\}$ равным K .

Если в многоалфавитной подстановке:

1. Число знаков в ключе больше (или равно) числу шифруемых (исходных) знаков текста и знаки в ключе распределены случайно
2. Ключ используется только один раз
3. Исходный текст (или его часть) неизвестен злоумышленнику (криптоаналитику), то зашифрованный текст будет нераскрываем и называется *системой (схемой) Вернама*.

Именно для этих условий Шеннон Э. и доказал нераскрываемость шифра.

Если криптоаналитику известен (или предполагается известным) отрезок исходного текста заведомо в несколько раз длиннее ключа, то ключ будет раскрыт вычитанием из шифрограммы известного отрезка текста

$$z = (y - x) \bmod N$$

перебором знакоместа шифрограммы для начала серии вычитаний. Появление периодической структуры результата и есть признак вскрытия ключа.

С этой позиции рассмотрим известное усовершенствование таблицы Вижинера. Во всех строках, кроме первой буквы алфавита располагаются в произвольном порядке (а не сдвигаются), т.е. используется множество перестановок букв алфавита. Число перестановок $P(N) = N!$, $P(27) = 1.088 \cdot 10^{28}$. Однако, из этого множества не так много подходящих, нужны только «полные» перестановки, т.е. такие которые затронули все буквы алфавита. Вот из этого множества и выбираем 10 (не считая первой) перестановок. Нумеруем их натуральными числами 0, 1, ..., 9.

В качестве ключа берём случайный (практически псевдослучайный) ряд чисел бесконечной длины или длины не меньшей, чем количество букв исходном тексте. Например: $p = 3.14159265\ 358979323846\dots$, $e = 2.71828182\ 845904523536\dots$

При длине ключа равной длине текста статистическая закономерность букв исходного алфавита, по-видимому, полностью маскируется.

Однако это всё таки всего 10-алфавитный ключ, правда алфавиты чередуются на всём протяжении текста в «случайном» порядке, а не повторяются группами по слову текстового ключа. Стойкость шифра несколько усиливается.

Формула (1) даст ещё лучшую стойкость, если в ней в качестве последовательности ключа взять «случайные» (например, по таблице случайных чисел 2-хразрядных десятичных) из множества 0, 1, 2, ..., (N-1).

В этом случае получим 27-алфавитную подстановку со «случайным» чередованием алфавитов на всём протяжении исходного текста.

5.3. Шифрование с использованием алгебры матриц (частный случай перестановок).

Считается, что этим методом можно получить надёжное закрытие информации.

Например, применим правило умножения матрицы на вектор.

$$\begin{bmatrix} a_{11} & a_{12} & a_{13} \\ a_{21} & a_{22} & a_{23} \\ a_{31} & a_{32} & a_{33} \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} b_1 \\ b_2 \\ b_3 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} a_{11} \cdot b_1 + a_{12} \cdot b_2 + a_{13} \cdot b_3 \\ a_{21} \cdot b_1 + a_{22} \cdot b_2 + a_{23} \cdot b_3 \\ a_{31} \cdot b_1 + a_{32} \cdot b_2 + a_{33} \cdot b_3 \end{bmatrix} \equiv \begin{bmatrix} c_1 \\ c_2 \\ c_3 \end{bmatrix}$$

Здесь матрицу $[a_{ij}]$ будем брать за основу (ключ) шифрования. Матрицу $[b_i]$ — как символы исходного текста. Матрицу столбец $[c_i]$ — как символы зашифрованного текста.

Пример. Представляем ключ матрицы, например, 3-го порядка

$$\begin{bmatrix} 14 & 8 & 3 \\ 8 & 5 & 2 \\ 3 & 2 & 1 \end{bmatrix}$$

Знаки алфавита кодируем числами по порядку.

A B C D E F G H I J K L M N O P Q R S T U V W X Y Z
0 1 2 3 4 5 6 7 8 9 10 11 12 13 14 15 16 17 18 19 20 21 22 23 24 25

Текст “Data management system” зашифруем как:

$$\begin{bmatrix} 14 & 8 & 3 \\ 8 & 5 & 2 \\ 3 & 2 & 1 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} 3 \\ 0 \\ 19 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 14 \cdot 3 + 8 \cdot 0 + 3 \cdot 19 \\ 8 \cdot 3 + 5 \cdot 0 + 2 \cdot 19 \\ 3 \cdot 3 + 2 \cdot 0 + 1 \cdot 19 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 99 \\ 62 \\ 28 \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} 14 & 8 & 3 \\ 8 & 5 & 2 \\ 3 & 2 & 1 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} 0 \\ 12 \\ 0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 96 \\ 60 \\ 24 \end{bmatrix} \text{ и т.д.}$$

Получим зашифрованный текст: 99, 62, 28, 96, 60, 24, и т.д.

Дешифрование производится по тому же правилу умножения, но в качестве ключа берём обратную матрицу $[a_{ij}]^{-1}$ и умножаем её на вектор столбец из соответствующего количества чисел шифрограммы. Числа вектора результата дадут эквиваленты знаков исходного текста.

$$[a_{ij}]^{-1} = \frac{[P_{ij}]}{D}, \quad P_{ij} = (-1)^{i+j} \cdot D_{ij}, \text{ где } [P_{ij}] \text{ — называется присоединённая матрица}$$

D_{ij} — определитель матрицы присоединённой получаем из определителя D вычёркиванием i -строки и j -столбца

D — определитель матрицы-ключа. D - n -го порядка есть алгебраическая сумма $n!$ членов из всевозможных произведений n - элементов матрицы, взятых по одному в каждой строке и в каждом столбце, со знаком (+), если его индексы составляют чётную подстановку, и со знаком (-) в противоположном случае.

Для третьего порядка:

$$D = a_{11}a_{22}a_{33} + a_{12}a_{23}a_{31} + a_{13}a_{21}a_{32} - a_{11}a_{22}a_{32} - a_{12}a_{21}a_{33} - a_{13}a_{22}a_{31}$$

Получаем обратную матрицу:

$$\begin{bmatrix} 1 & -2 & 1 \\ -2 & 5 & -4 \\ 1 & -4 & 6 \end{bmatrix}$$

Теперь расшифрование:

$$\begin{bmatrix} 1 & -2 & 1 \\ -2 & 5 & -4 \\ 1 & -4 & 6 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} 99 \\ 62 \\ 28 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1*99 - 2*62 + 1*28 \\ -2*99 + 5*62 - 4*28 \\ 1*99 - 4*62 + 6*28 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 3 \\ 0 \\ 19 \end{bmatrix} \begin{matrix} D \\ A \\ T \end{matrix}$$

$$\begin{bmatrix} 1 & -2 & 1 \\ -2 & 5 & -4 \\ 1 & -4 & 6 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} 96 \\ 60 \\ 24 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ 12 \\ 0 \end{bmatrix} \begin{matrix} A \\ M \text{ и т.д.} \\ A \end{matrix}$$

Т.к. процедуры шифрования и дешифрования строго формализованы, то они сравнительно легко программируются. Недостаток — много арифметических действий для матрицы выше 3-го порядка.

Достоинство — фактически длина ключа (здесь 9 чисел) длиннее групп (здесь 3 числа) циклического шифрования/дешифрования символов текста, что, по-видимому, и увеличивает стойкость шифра.

5.4. Блочная подстановка (замена) — блочный шифр.

Возьмём исходный («человеческий») текст информации, представленный языком, содержащим k символов. Закодируем каждый символ языка каким-либо исходным кодом (m бит/символ), например нормированным по длине кодом Морзе (точка – 0, тире – 1) или стандартным телеграфным кодом, или байтами кода ASCII, и т.п. При простейшем кодировании только 32 букв русского алфавита 5-ю битами получим уже известные виды буквенных замен.

Но теперь рассматриваем всё сообщение как *сплошной поток* бит. Разбиваем его на блоки из n разрядов: $n > m$

Замену (шифрование) производим поблочно, рассматривая каждый блок как единое целое, заменяющий его блок шифрограммы должен содержать не меньшее количество бит.

Число различных n - разрядных блоков равно 2^n . Все такие различные подстановки можно рассматривать как отображение внутри этого множества блоков.

Если отображение для 2^n различных блоков обратимо, то говорят, что оно несингулярно, т.е. существует взаимнооднозначное соответствие между каждым блоком исходного текста и некоторым блоком этого же множества, рассматриваемого как шифротекст (Таблица 1).

Таблица 1

X			Y		
D	X ₁	X ₀		Y ₁	Y ₀
0	0	0	2	1	0

1	0	1	3	1	1
2	1	0	1	0	1
3	1	1	0	0	0

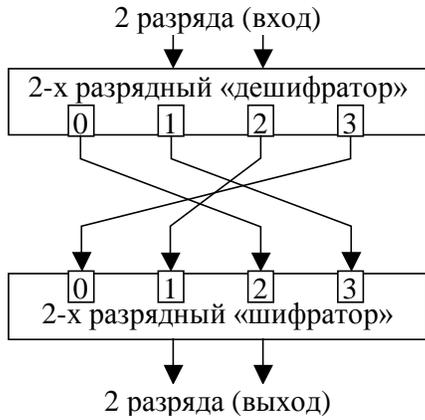


Рис. 3.

Рис. 1

преобразованиями.

На Рис. 1 показан пример устройства обратимого (несингулярного) преобразования. Здесь «шифратор» и «дешифратор» — это термины схемотехники, а не криптографии. Преобразование n входных разрядов в n выходных представляет собой подсоединение (перестановку) 2^n выходов «дешифратора» в 2^n входов «шифратора».

На рис. 4 показана реализация таблицы 1 на микросхеме КП12. Количество таких обратимых (несингулярных) преобразований (перестановок) равно $(2^n)!$. Любое из этих преобразований реализуется соответствующими соединениями. Эти соединения называют ключом шифра, а преобразование n разрядов в n разрядов называют S-преобразованиями.

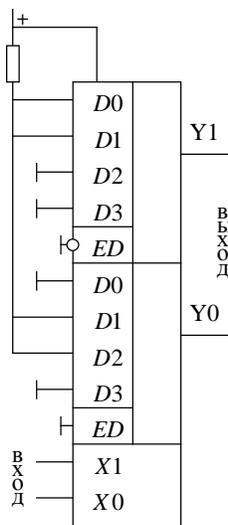


Рис.4

Реализация рис.3 с помощью МС ххКП12 (2-х разрядный селектор-мультиплексор). Для 4-х разрядного входа надо взять две МС и т.д.

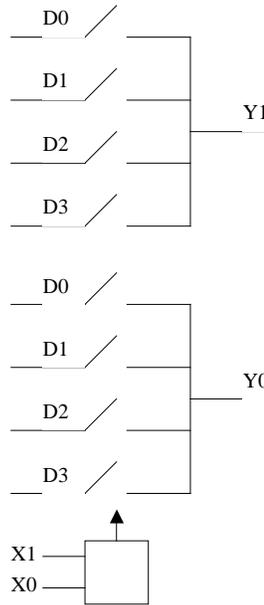


Рис.5 Схема функционирования МС КП12

5.5. Свойства S-преобразований.

Имеется множество n -разрядных двоичных слов. S-преобразование есть отображение этого множества на самое себя. Отображение (S-преобразование) можно задавать либо правилами, либо таблично. Например, для 2-х разрядных слов:

Обратимое отображение	Необратимое отображение
-----------------------	-------------------------

Слова исходного текста	Слова шифротекста	Слова исходного текста	Слова шифротекста	
A	S(A)	A	S(A)	
00	11	00	11	
01	10	01	10	
10	00	10	01	сингулярный
11	01	11	01	блок

Всего во множестве имеется 2^n n -разрядных слов, а различных отображений в этом множестве $(2^n)^{(2^n)}$.

Однако, все отображения, содержащие сингулярные множества, нежелательны, т.к. приводят к неоднозначности дешифрования шифротекста. Поэтому применяют только обратимые (несингулярные) S-преобразования. Количество таких S-преобразований равно $(2^n)!$. Фактически — это перестановки слов в таблице обратимого S-преобразования, которое называют аффинным преобразованием.

Аффинным называют преобразование S, обладающее свойством: если A и B два двоичных вектора, одинаковой размерности; если S есть преобразование пространства этих векторов в себя, и если Z, вычисляемое как:

$$Z = S(A \oplus B) \oplus S(A) \oplus S(B)$$

оказывается постоянным для всех A и всех B, то S является аффинным преобразованием.

Проверим аффинность для приведённой выше таблицы обратимого преобразования.

	A=00	A=00	A=01	...
	B=00	B=01	B=11	... и т.д. для всех пар
$A \oplus B$	00	01	10	...
$S(A \oplus B)$	S(00)=11	S(01)=10	S(10)=00	
по	S(A)=11	S(A)=11	S(A)=10	
таблице	S(B)=11	S(B)=10	S(B)=01	
	Z=11	Z=11	Z=11	и т.д. Z=const

5.6. Метод перестановок (шифрование перестановками)

Исходный текст разбивается на ключевые группы с равными количествами букв в группах. В каждой группе по заданному правилу производится перестановка букв.

Табличный вариант

Записываем исходный текст по строкам в матрицу из N столбцов. Затем шифруем текст переставляя столбцы матрицы в заданном порядке перестановок. Этот порядок перестановок есть ключ (и операция) перестановок. Заданный порядок перестановок можно выразить осмысленным словом (ключом) с неповторяющимися буквами и

производить шифрование, т.е. перестановку колонок таблицы в той последовательности, в которой располагаются в алфавите буквы ключевого слова.

Пример. Зашифруем текст «ШИФРУЙТЕ ПЕРЕСТАНОВКАМИ» с помощью матрицы из 6 колонок и ключевого слова «ДЕЗАВИ».

Ключ	Д	Е	З	А	В	И	— порядок букв ключа в алфавите
	5	6	8	1	3	9	
Текст	Ш	И	Ф	Р	У	Й	Пробелы между словами исходного текста и конец текста заполняем для полноты матрицы произвольными буквами.
	Т	Е	Ё	П	Е	Р	
	Е	С	Т	А	Н	О	
	В	К	А	М	И	Ь	

Получаем, читая по столбцам в порядке перестановок следующую шифровку: РПАМУЕНИШТЕВИЕСКФЁТАЙРОЬ или группами по 6 букв:

РПАМУЕ НИШТЕВ ИЕСКФЁ ТАЙРОЬ

Расшифровка

— Определяем число колонок, деля количество знаков в шифрограмме на число букв в ключе $30/6 = 5$.

— Выписываем ключевое слово с обозначением последовательности букв ключа в алфавите и под ними в *колонок* с указанной последовательностью выписываем текст шифровки. Открытый текст читаем по строкам.

Усложнение табличного варианта.

Шифруемый текст вписываем в таблицу выбранной размерности по некоторому маршруту, например по спирали. Затем колонки выписываем либо подряд, либо переставляя по ключу. Расшифровываем в обратной последовательности.

Перестановка по маршрутам Гамильтона.

Такая сравнительно простая перестановка является по оценкам американских специалистов достаточно стойким шифром.

Исходный текст разбивается на группы по 8 букв. 1-ая операция — вписывание исходного текста в шаблон с 8-ю знаковыми местами с указанным на них порядком вписывания. Например текст «ШИФРУЙТЕ ПЕРЕСТАНОВКАМИ» вписываем без пробелов, а конец текст дополним до полноты шаблона буквами «А».

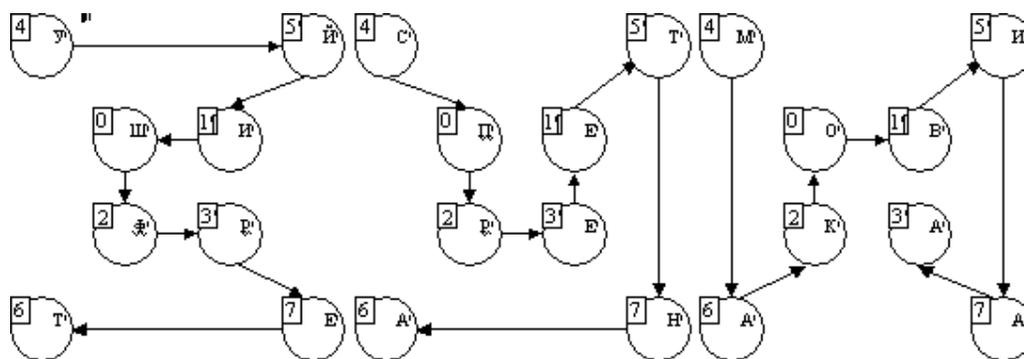


Рис. 6'

Рисунок 5.1

2-ая операция — последовательное повторение 5-ти разных маршрутов Гамильтона. На рисунках нам хватило 3-х маршрутов. Выписываем по этим маршрутам шифрограмму:

УЙИШФРЕТ СПРЕЕТНА МАКОВИАА
 1-я перестановка 2-я перестановка 3-я перестановка

Для перестановки букв в группах по 8 количество разных перестановок (маршрутов) $M = P(8) = 8! = 40320$. Количество возможных перестановок быстро увеличивается с ростом длины группы перестановок.

Если злоумышленник *угадает* длину группы, то он может перебрать последовательно все возможные перестановки пока не найдёт осмысленную. Для малой длины группы это легко особенно с помощью ЭВМ. Посмотрим как усложняется этот пример с ростом длины группы.

Длина группы	Количество перестановок	Время просмотра их на ЭВМ со скоростью 1 перестановка/сек.
8	40320	11.2 часа
10	3628800	42 суток
12	$\approx 479 \cdot 10^6$	5544 суток ≈ 15 лет

Количество M перестановок для группы из N букв равно: $M = P(N) = N!$

Перестановки удобно задавать числовыми ключами (гаммами)

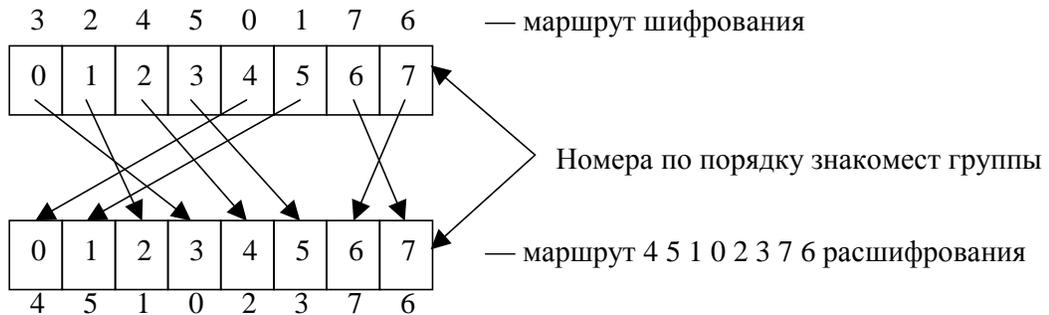
Так перестановки Гамильтона будут иметь вид:

	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7
исх. текст	Ш	И	Ф	Р	У	Й	Т	Е	П	Е	Р	Е	С	Т	А	Н	О	В	К	А	М	И	А	А
ключи шифрования	3	2	4	5	0	1	7	6	1	4	2	3	0	5	7	6	3	4	2	7	0	5	1	6
шифротекст	У	Й	И	Ш	Ф	Р	Е	Т	С	П	Р	Е	Е	Т	Н	А	М	А	К	О	В	И	А	А
	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7	0	1	2	3	4	5	6	7

Расшифрование производится в обратном порядке (двигаться в направлении обратном стрелке перестановки), т.е. ключи перестановки для расшифрования будут: Перепишем ключи шифрования в виде

Ключ шифрования:	03	12	24	35	40	51	67	76	03 – 0-е место исх.
Ключ расшифр.:	30	21	42	53	04	15	76	67	текста переставляется на 3-е место шифрограммы
Ключ шифрования:	04	15	23	30	42	53	67	76	- ключ шифрования, упорядоченный по 1-му знаку
Ключ расшифр.:	4	5	3	0	2	3	7	6	

или так:



Очевидно, что две (разные) перестановки подряд не увеличивают стойкость шифра, т.к. эквивалентны некоторой одной.

Статистика букв шифротекста перестановки такая же как и у исходного текста. Но знание её не помогает взломать шифр, т.к. буквы поменялись местами, однако в рассмотренных вариантах оказывается проявляются статистические закономерности *букв ключа*, что может позволить раскрыть его.

5.7. Шифры перестановки

Шифр замены в чистом его виде никогда не применяется, а употребляется вместе с перестановками, например, бит внутри байта.

Если после замены символы сообщения превращались во *что угодно*, но сохраняли в шифровке свое исходное местоположение, то после перестановки символы уже и располагаются в тексте *где угодно*. Это надежно защищает шифровку от атак криптоаналитиков, так как перестановку можно рассматривать как умножения вектора сообщения \vec{x} на матрицу P перестановки бит с элементами 0, 1 и размером в длину сообщения в битах.

- Если перестановка делается после гаммирования $\vec{Y}'' = [P](\vec{x} \oplus y)$, то при $\vec{x} = 0$ имеем $\vec{Y}'' = [P] \cdot g$ и в канал попадает уже ключ, *шифрованный* перестановкой. Атака на ключ становится неэффективной. Например, если передача идет побайтно, то достаточно лишь переставить биты внутри байта, чтобы с вероятностью 0,97 исказить его и сделать перехват ключа в паузах передачи невозможным.

Перестановка группами бит (например, как байты) программно удобнее, чем побитовая перестановка, но не перемешивает биты полностью. Побитовая перестановка надежнее, но сложнее во времени пропорционально квадрату числа переставляемых элементов, например, перестановка бит в 64 раза дороже перестановки байт.

Придумано много вычислительных способов перестановок.

Например, широко применяется перестановка программно по номерам N от 0 до $L-1$ рекуррентным выражением

$$N_{i+1} = (K \cdot N_i + M) \bmod L$$

При выполнении следующих 4 условий

- 1) К и М берутся из интервала [1, L-1]
- 2) М взаимно просто с L
- 3) K-1 делится на любой простой делитель L
- 4) K-1 делится на 4, если L делится на 4

В этом случае для хорошего запутывания приходится делать перестановку несколько раз меняя случайно К и М.

Быструю и качественную перестановку можно получить перестановкой пар по случайному ключу. Например, для блока из N бит заведем массив arr переменных целого типа (0, 1) и загрузим в него блок исходного двоичного текста. Программа перестановки на языке QBasic будет иметь вид:

```
RANDOMIZE 1379
FOR i = 1 TO N
  SWAP arr(i), arr(N*RND) 'обменять переменные arr(i) ↔ arr(j)
NEXT i
```

Эта перестановка практически не оставляет ни одного символа на своем месте. Заметим, что эта же программа применима и для перестановки букв, закодированных байтами ASCII.

Можно производить перестановку по аналогии с тасованием колоды карт: тасовать биты или байты блока текста. Обозначим присоединение (конкатенацию) знаком «+». Пусть блок текста разбит на фрагменты Y=A+B+C и разбиение на фрагменты из бит или байт производится случайным образом. Тогда результат перестановки, например, будет Y'=C+B+A. Однако, чтобы текст основательно перепутать нужно очень многократно повторить тасование.

Вскрытие случайной перестановки без знания ключа неоднозначно и, следовательно, не позволяет сколько-нибудь уверенно расшифровать сообщение.

Шифрование заменой в сочетании с перестановкой ликвидировало надежду на взлом разными хитроумными методами отгадывания текста. Взломщикам остался лишь метод прямого подбора ключа. Однако по сохранившейся статистике использованных в тексте символов можно сделать прогнозы об общем содержании текста, хотя и мало уверенные.

5.8. Шифры взбивания

Стойкость шифра можно значительно увеличить, если использовать линейное преобразование — шифрование с помощью алгебры матриц (раздел 5.3)

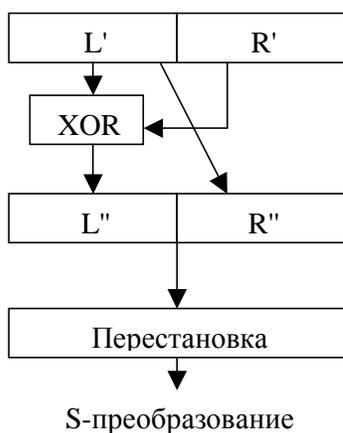
$$Y^u = [L] \cdot X^u$$

где теперь элементами случайной матрицы [L] являются 0 и 1, а, следовательно, $\det[L] = \begin{cases} 0 \\ 1 \end{cases}$. Поэтому можно использовать только такие случайные матрицы [L], детерминант которых равен 1 (т.е. невырожденные матрицы).

Шифры на основе этого преобразования называют скремблерами или взбивалками (как повара омлет).

Однако доля невырожденных матриц среди случайных очень быстро убывает с увеличением их размера.

Для того чтобы матрица [L] была и случайной, и невырожденной, и при расшифровке не надо было бы производить много вычислений, американскими криптографами был предложен алгоритм, суть *одного шага* которого можно представить следующей схемой.



Входной блок текста битового потока делится пополам на левую L' и правую R' части. Выходной массив формируется так, что его левая часть L'' как сумма L' и R' операций XOR, а правая R'' представлена левой частью L'. Далее идет перестановка с заменой.

Все операции могут быть обращены, и расшифровывание осуществляется за число операций линейно зависящего от размера блока.

После нескольких взбиваний можно считать, что каждый бит шифровки может зависеть от каждого бита исходного текста.

Эта схема легла в основу национального стандарта шифрования США — DES.

5.9. Идеи комбинационного шифрования.

Идея получения практически стойкого шифра базируется на двух общих принципах шифрующего преобразования, выделенных К. Шенноном.

Рассеивание — распространение влияния одного знака открытого текста на много знаков шифротекста с целью сокрытия статистических свойств исходного текста. Развитием этого принципа является распространение влияния одного знака *ключа* на много знаков шифротекста, что предотвращает раскрытие ключа по частям.

Перемешивание — такие шифропреобразования, которые усложняют восстановление взаимосвязи статистических свойств открытого и шифрованного текстов.

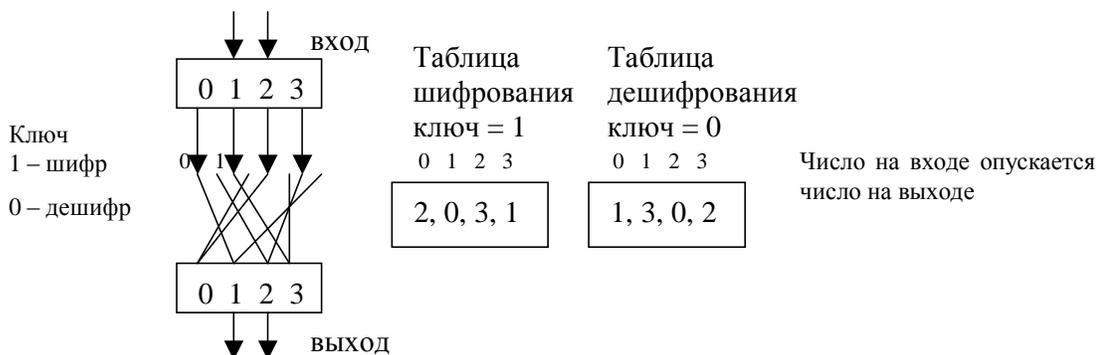
Однако шифр должен при этом *сохранять* легкость шифрования и расшифрования при известном ключе. Распространен простой способ достижения рассеивания и перемешивания использованием составного шифра (произведением шифров) из нескольких простых шифров перестановок и замен (S-преобразований).

При перестановке перемешивают символы исходного текста по ключу. Распределение частот отдельных символов в шифротексте остается таким же, что и в исходном тексте, хотя распределения более высоких порядков оказываются перемешанными.

При одноалфавитной замене (подстановке), например, в шифре Цезаря, распределение частот символов в шифротексте сохраняется таким же, как и в открытом тексте. Однако, многоалфавитная замена и подстановка по парам символов уже перемешивают частоты отдельных символов в шифротексте.

При многократном чередовании простых перестановок и подстановок можно получить очень стойкий практически шифр (криптоалгоритм) с хорошим рассеиванием и перемешиванием.

На практике используют блоки перестановок P и S-преобразований (замен) с переключением на прямое и обратное преобразования P^{-1} , S^{-1} (шифрацию и дешифрацию). Например, S-преобразование двухбитового блока:



5.10. Гаммирование двоичного текста.

Любая информация (буквенный текст. Цифровые данные, изображение, речь и т.п.) кодируется двоичным кодом, который и будем далее также как ранее называть исходным текстом.

Формируется псевдослучайная числовая последовательность (ключ) также в форме какого-либо двоичного кода. Полученные двоичные последовательности (исходного текста и ключа) позначно располагаются один под другим.

Одним из распространенных приемов получения шифрограммы является операция сложения по модулю два (XOR) каждой пары двоичных символов исходного текста и ключа. Дешифрирование осуществляется просто генерированием идентичного ключа и выполнением над шифротекстом и ключом опять же операции XOR, т.к. эта операция является и обратной для самой себя.

$$y_i = x_i \text{ XOR } \gamma_i, \quad x_i = y_i \text{ XOR } \gamma_i$$

$$y_i = x_i \oplus \gamma_i, \quad x_i = y_i \oplus \gamma_i$$

Пример гаммирования буквенного текста:

Исходный текст	ш	И	ф	р
Его двоичный код (телеграфный)	010010	100000	110010	101001
Десятичные числа ключа (гаммы)	7	1	8	2
Двоичный код гаммы	000111	000001	001000	000010
Шифрограмма	010101	100001	111010	101011
	Период гаммы			

- Двоичный код гаммы имеет то же количество бит, что и код букв

- В качестве гаммы взята последовательность из $e=2,718\dots$

Гамму можно заранее записать в ЗУ или генерировать ее датчиками ПСП чисел аппаратно или программно.

Для увеличения надежности шифрования можно, разбив шифруемый текст на группы, применять к каждой группе другие участки ПСП гаммы.

Гаммированную шифрограмму моно вскрыть, если период гаммы короче длины известного криптоаналитику исходного текста.

5.11. Слабые места шифра замены с помощью операции XOR.

У компьютерного многоалфавитного шифра замены с помощью операции XOR есть два слабых места.

Первое — это обратимость шифра, т.к. для шифрования и расшифрования применяется одна и та же операция. Если одно сообщение посылается нескольким адресатам, шифруется одним и тем же ключом и произошел сбой или ошибка, так хакер может получить два сообщения разной длины. Например, получились две шифровки. Которые отличаются тем, что исходный текст сообщения оказался сдвинутым на один символ при шифровке. Криптоаналитик может получить две шифровки Y' и Y'' .

i	$y'_i = x_i \oplus \gamma_i,$	$y''_{i+1} = x_{i+1} \oplus \gamma_i,$		
0	$y'_0 = x_0 \oplus \gamma_0,$	$y''_1 = x_1 \oplus \gamma_0,$		$y_1^2 = x_0 \oplus g_0 \oplus x_1 \oplus g_0 = x_0 \oplus x_1$
1	$y'_1 = x_1 \oplus \gamma_1,$	$y''_2 = x_2 \oplus \gamma_1,$		$y_2^2 = x_1 \oplus x_2$
2	$y'_2 = x_2 \oplus \gamma_2,$	$y''_3 = x_3 \oplus \gamma_2,$		$y_3^2 = x_2 \oplus x_3$
3	$y'_3 = x_3 \oplus \gamma_3,$	$y''_4 = x_4 \oplus \gamma_3,$		
Λ	—"	—"		

Тогда, взяв их сумму γ^Σ , криптоаналитик получит сумму исходного текста со сдвигом $y_{i+1}^\Sigma = y'_i \oplus y''_{i+1} = x_i \oplus g_i \oplus x_{i+1} \oplus g_i = x_i \oplus x_{i+1}$. Теперь исходный текст можно получить, подобрав (по проявлению осмысленного текста) величину y_0^Σ по формуле

$$x_n = y_0^\Sigma \oplus y_1^\Sigma \oplus y_2^\Sigma \oplus \Lambda \oplus y_n^\Sigma,$$

где y_0^Σ есть ни что иное как код первой буквы шифровки. Действительно, взяв $y_0^\Sigma = x_0$, получим, например

$$x_2 = y_0^\Sigma \oplus y_1^\Sigma \oplus y_2^\Sigma = x_0 \oplus \underbrace{y_1^\Sigma}_{\text{И 2 4 5}} \oplus x_1 \oplus \underbrace{y_2^\Sigma}_{\text{И 2 4 5}} \oplus x_2$$

Пример:

i	γ	Г	x	y'	шт'	y''	шт''	$y_{i+1}^\Sigma = y'_i \oplus y''_{i+1}$	$x_n = y_0^\Sigma \oplus y_1^\Sigma \oplus y_2^\Sigma \oplus \Lambda \oplus y_n^\Sigma$
0		Ш	11000	11111	Я				$y_0^\Sigma = x_0 = 11000$ (Ш)
	7		00111						11000 Ш (угадали перебором)
1		И	01000	00101	Е	01111	П	10000	01000 И
	13		01101						
2		Ф	10100	00001	Б	11001	Щ	11100	10100 Ф
	21		10101						
3		Р	10000	01111	П	00101	Е	00100	10000 Р
	31		11111						
4		Ъ	11010	10011	У	00101	К	01010	11010 Ъ

9	01001					
---	-------	--	--	--	--	--

Как видим, при рассмотренной ошибке шифровальщика при рассылке циркулярной телеграммы, но шифруемой *одним* ключом, шифр замены на основе операции XOR легко вскрыть и без подбора ключей.

Количество вариантов прочтения шифровки не превышает количества символов в алфавите. Сейчас криптографы строго держатся правила: ни при каком случае не использовать ключ дважды.

Второе слабое место возникает, если в сообщении встречаются большие участки пробелов или нулевых символов. Например, если линия связи недозагружена, но в то время когда нет сообщения, аппаратура шифрования не выключена. Тогда, т.к. $x=0$, в линию связи поступает «шифровка» Y_0 , представляющая собой чистую последовательность ключа. Если перехватить ее, т.е. ключ $Y_0=\gamma$, то можно на нее наложить текст своего злоумышленного сообщения $Y_{з\text{ло}} = x_{з\text{ло}} \oplus \gamma$. Получатель, расшифровав ее

$$Y_{з\text{ло}} \oplus \gamma = x_{з\text{ло}} \oplus \gamma \oplus \gamma = x_{з\text{ло}},$$

поверит тексту $x_{з\text{ло}}$ злоумышленника, что уже никак не допустимо.

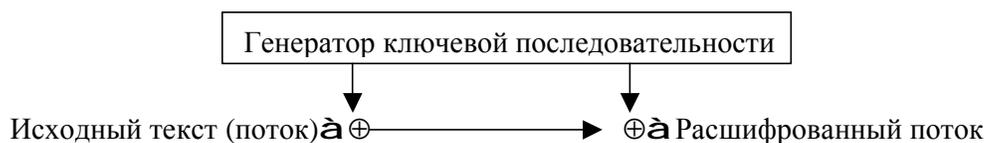
Так как перехватчик-злоумышленник не знает, свободна ли линия, то будет накладывать свой текст на непрерывный шифрованный сигнал наугад несколько раз. Даже если в то время по линии шла передача, то возникшие искажения, скорее всего, будут получателем интерпретированы как помехи в канале связи.

5.12. Потокное (поточное) шифрование.

Блочное шифрование обладает следующими недостатками.

- одиночная ошибка в шифрованном тексте вызывает искажение при дешифрации примерно половины исходного текста, что требует дополнительного применения мощных кодов исправляющих ошибки.
- Из двух одинаковых блоков исходного текста получаются одинаковые блоки шифрованного.

Эти недостатки устраняются при поточном (потокном) шифровании.



В отличие от блочных шифров, здесь каждый символ (бит) исходного потока данных шифруется, передается и дешифруется независимо от других символов. Другими словами, шифрующее преобразование меняется от одного элемента исходного потока к другому, а в блочных шифрах шифрующее преобразование для всех блоков неизменно.

Достоинство потокового шифра — высокая скорость шифрования/дешифрования, соизмеримая со скоростью поступления исходных данных. Следовательно, имеется возможность работать в реальном времени.

Если генератор ключевой последовательности — это каждый раз уникальная случайная гамма, то получаем схему Вернама.

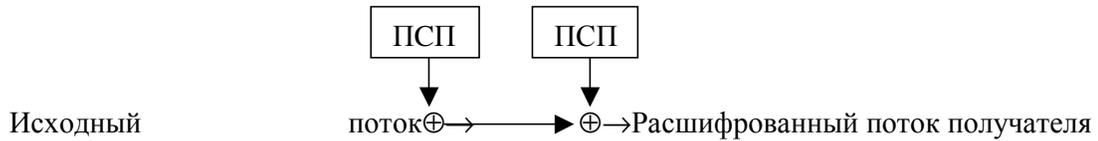
Однако практическая реализация «сверхдлинных» ключевых последовательностей и их хранение затруднительно и неудобно. Хотя схема Вернама теоретически не вскрываема, более удобными оказались псевдослучайные последовательности (ПСП), формируемые

генераторами ПСП аппаратно или программно. Секретным ключом являются структура генератора ПСП и его начальное слово.

По соотношению периода ПСП с длиной исходного текста различают системы шифрования:

- с «бесконечной» ПСП: $T_{\text{ПСП}} > L_{\text{исх. текста}}$
- с конечной ПСП: $T_{\text{ПСП}} = L_{\text{исх. текста}}$ (режим бегущего кода)

На практике отправитель и получатель имеют свои генераторы ПСП. Следовательно, как видно из рисунка,



система потокового шифрования требует синхронизации генераторов ПСП отправителя и получателя как друг с другом, так и с потоком шифрограммы. Вставка или выпадение одного двоичного символа в шифрограмме приводит к неправильному расшифрованию остальных символов из-за потери синхронизации.

Этот недостаток устраняется в *самосинхронизирующихся* поточных системах шифрования, в которых восстановление режима самосинхронизации происходит автоматически через некоторое количество бит шифрограммы.

Синхронное потоковое шифрование

Алгоритм поточного (потокового) шифрования/дешифрования:

$$y_i = x_i \oplus f_i(z) \text{ — шифрование}$$

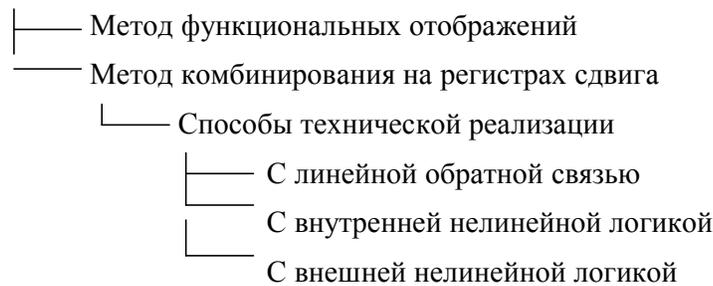
$$x_i = y_i \oplus f_i(z) \text{ — дешифрование}$$

где $f_i(z)$ — i -ый символ ПСП вырабатываемый генератором ПСП с функцией обратной связи f и начальным словом z .

Классификация

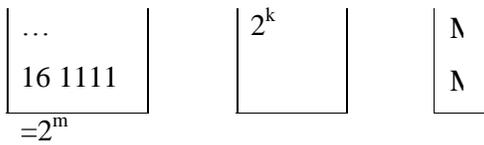
Синхронные поточные шифры

По методам построения ПСП



Пример формирования ПСП двухступенчатым функциональным отображением.

$GF(2^m)$		$GF(2^k)$		$GF(2) = \{0, 1\}$
1 0000		1 00		0
2 0001		2 01		1
3 0010	f	3 10	g	1
4 0011		4 11		0



$M = 4$

$k = 2$

ПСП с периодом 2^m

Самосинхронизирующееся поточное шифрование

Символы (биты) исходного потока шифруются с учетом n предшествующих символов, которые принимают участи в формировании ПСП.

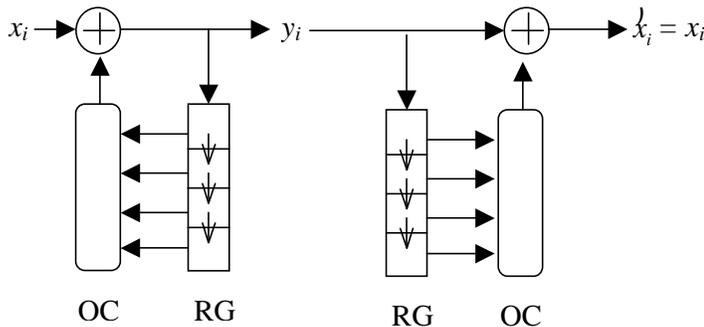
Секретный ключ здесь – функция обратной связи генератора ПСП.

Алгоритмы шифрования/дешифрования:

$$y_i = x_i \oplus F_z(y_{i-1}, y_{i-2}, \dots, y_{i-n}) \text{ – шифрование}$$

$$\hat{x}_i = y_i \oplus F_z(y_{i-1}, y_{i-2}, \dots, y_{i-n}, K) \text{ – дешифрование } x_i.$$

Пример системы на регистрах сдвига с обратной связью:



Применяется в высокоскоростных линиях связи (шифры SEC-15, SEC-17 – 256...2304 кбит/с, ключ состоит из 72-х шестнадцатеричных цифр).

В устройстве потокового шифрования CSD507 используется 31-разрядный регистр сдвига, в CDE-100 – 2 регистра сдвига.

«Современные» государственные стандарты: РФ – ГОСТ28147-89, США – DES. Используют комбинирование поточного и блочного шифрования.

5.13. Основные свойства g -шифра.

Описанный потоковый шифр прост и осуществляется с высокой скоростью. По существу такая времязависимая система шифрования органически включает в себя и проверку аутентичности сообщения.

Основные свойства:

- 1) Необходим синхронизм в том смысле, что и в передатчике, и в приемнике должны использоваться одинаковые части γ -ключа. Если γ -ключи, генерируются непрерывно, то необходим синхронизм в реальном времени (в буквальном смысле). Потеря синхронизма на один разряд (или один интервал времени) полностью нарушает дешифрирование, приходится восстанавливать его специальной процедурой. Для взаимного засекречивания большого числа пользователей надо поддерживать синхронизм многих γ -ключей.

- 2) Псевдослучайный γ -ключ неизбежно цикличен. Повторяющееся использование циклов (периодов гаммы) – серьезная криптографическая слабость. После окончания периода псевдослучайности надо перенастраивать генератор ПСП, чтобы не порождать одинаковых периодов псевдослучайности. Для многих засекречиваемых пользователей и здесь требуется большое число разных псевдослучайностей.
- 3) Так как для простоты обратимости ПСП и исходный текст объединяются поразрядным сложением по модулю два, то, следовательно, никакой межсимвольной зависимости нет. Ошибка в одном разряде шифротекста искажает не более чем один соответствующий разряд дешифрованного текста. Для линий связи с шумами и сообщений с большой избыточностью (например, для речевой связи с квантованием) это свойство очень полезно.

Но для ИВС, для которых характерны малая избыточность текста и малые допуски на ошибки, отсутствие межсимвольной зависимости уже *не* является преимуществом, так как не дает готовых средств для автоматического и надежного на практике способа обнаружения ошибок.

5.14. Общие требования к шифрам.

К настоящему времени разработано много различных способов шифрования, но далеко не все можно использовать для защиты информации в автоматизированных и информационно-вычислительных системах. К шифрам, используемым в этой области, предъявляются следующие требования:

- достаточная надежность (стойкость) защиты;
- простота шифрования и дешифрования;
- независимость шифрования и дешифрования от способа внутримашинного представления информации.
- нечувствительность к незначительным ошибкам шифрования. Т.е. появление отдельных ошибок в процессе шифрования или дешифрования не должно вести к большим потерям информации.
- незначительная избыточность, т.е. малое увеличение объема шифра по сравнению с исходной информацией.

6. Стеганография

6.1. Введение

Стеганография в переводе с греческого (steganos — секрет, тайна; graphy — запись) — тайнопись.

Цель криптографии (kryptos — скрытый) — шифрование состоит в сокрытии содержания сообщения, которое хотят сделать секретным. Разработчик крипто-алгоритмов исходит из предположения, что противник будет делать что угодно для дешифровки сообщения.

Задача стеганографии — более глубокая — скрыть сам факт существования сообщения. Разработчик стегано-алгоритма озабочен тем, как не дать противнику обнаружить существование самого сообщения.

Стеганография возникла раньше криптографии. Первое упоминание в исторической литературе приписывают Герадоту (477 год до н.э.), описавшему два случая стегано-посланий. 1) Рабу обрили голову, вытутаировали письмо на коже головы, затем отрастили волосы и послали раба с благовидным предложением к адресату. Там раба снова побрили и прочитали письмо. 2) С восковой дощечки соскабливали воск, царапали прямо на дереве секретное письмо, затем снова покрывали дощечку воском и писали острой палочкой на воске открытое письмо.

В Китае письма писали на полосках шелка, сворачивали в шарики, покрывали воском и их глотали посыльные.

Древние Римляне писали между строк невидимыми чернилами — фруктовыми соками, мочой, молоком. Метод дожил до наших дней. Ленин в неволе писал свои труды молоком, наливая его в «чернильницу» из хлебного мякиша, которую при малейшей опасности быстро съедал. Листы, исписанные молоком, передавались на волю, там нагревались над лампой и переписывались парт-товарищами.

I-я и II-я мировые войны способствовали быстрому развитию стеганографии. Немцы во второй мировой войне применяли микрофотографии размером с обычную типографскую точку. При увеличении «микроточка» давала изображение печатной страницы, чертежей или рисунков. Американцы под впечатлением достижений стеганографии даже после войны запретили пересылать по почте записи шахматных партий, инструкции по вязанию и детские рисунки, как наиболее простые для стеганографии объекты встраивания шпионских сообщений.

Сегодня такие запреты не эффективны. Любой шпион может послать e-mail, предварительно зашифровав, например, разрешенным DES-шифром.

Однако, усиленному развитию стеганографии служит то, что в большинстве стран на криптографию накладываются ограничения-запреты. Например: требуется передача государству ключей от используемых систем шифрования, обязательная регистрация и лицензирование криптосистем, независимо от того являются ли они аппаратными или программными средствами.

А методы стеганографии не попадают под действие этих ограничений и являются при этом эффективным способом сокрытия данных.

6.2. Примеры методов стеганографии без использования специальных технических средств.

1) По первым (или другим) буквам открытого письма.

- 2) Вложение определенного смысла в открытое сообщение или закодированные слова. Фаланги Испании дали команду выступления, передав по радио фразу, замаскированную под метеосообщение «Над всей Испанией чистое небо».
- 3) Тайнопись Грибоедова. Он писал дипломатические донесения из Персии через накладываемый на лист бумаги трафарет с вырезанными окнами под буквы. Написав донесение через трафарет Грибоедов дописывал разбросанные по листу бумаги буквы в связанный текст, как письмо к жене, и посылал его обычной почтой. Имея одно письмо, вскрыть скрытый текст практически невозможно.
- 4) Накол букв в конкретном месте некоей книги или газеты (концы слов отмечаются наколом между буквами).
- 5) Сообщение каких-то данных (набор товаров, оптовые цены и т.п.) в определенном порядке.
- 6) Запись на боковой поверхности колоды карт (или подобной пачки), подобранных в определенном порядке. Колода карт после этого тасуется.
- 7) Запись на обратной стороне флаконов, банок или бутылок.
- 8) Текст под наклеенной почтовой маркой.
- 9) Запись на внутренней поверхности спичечной коробки, которая для этого разламывается, а после склеивается по новой.
- 10) Запись внутри вареного яйца. Берут смесь квасцов, чернил и уксуса, записывают ею то, что необходимо, на скорлупе яйца, которое потом выдерживают в крепком рассоле или уксусе, чтобы стравить следы с поверхности; яйцо затем варят вкрутую, при этом весь текст оказывается сверху белка под скорлупой.
- 11) Использование «испорченной» пишущей машинки, в которой некоторые буквы прыгают вверх или вниз. Учитывают здесь порядок и число этих букв и промежутки их появления, например, в коде азбуки Морзе.
- 12) Записи от руки нот в нотной тетради (ноты имеют значение, например, по азбуке Морзе или иному коду).
- 13) Записи в виде кардиограммы или графика некоего механического процесса. Здесь, например, при использовании азбуки Морзе пики повыше означает, скажем, точки, а те, что ниже — тире; черточки между зубцами сообщают о разделе между буквами; разрывы линии — конец слова.
- 14) Шифр «Аве Мария». В кодовом варианте каждому слову, иногда и фразе, ставится в соответствие несколько слов явной религиозной тематике, так что передаваемое сообщение выглядит как специфический текст духовного содержания.

6.3. Примеры стеганографии с использованием технических средств.

- 4) Бесцветные спецчернила, проявляющиеся после определенным физико- или химико-воздействий, которыми пишут между строк обычного письма.
- 5) Проявление письма в ультрафиолетовом отраженном или поляризованном свете или люминесценции. Например, натираем текст вазелином и затем его на спецбумагу в невидимом виде.
- 6) Использование для передачи остронаправленных лучей носителя связи.
- 7) Использование квантового канала фотонов для передачи секретных ключей.

- 8) Сверхминиатюрная фотография-микроточка, в которую можно поместить страницы микротекста.
- 9) Микротекст для чтения в электронном микроскопе. Используется технология производства микрочипов.
- 10) Форматирование дисков иначе, чем принято в DOS и сокрытие информации в этих секторах. Использование «инженерных» дорожек, доступных для чтения, но не воспринимаемых DOS. Упрятывание вирусов и информации в сбойные блоки или в неустойчивые биты, которые специально записаны на уровне, промежуточном между «0» и «1».
- 11) Маскирование секретных бит информации под шум, помехи, искажения.
 - В каналах коммерческой связи
 - В цифровых снимках Kodak-Photo.
 - В 18-мегабитной видекартинке легко скрыть примерно 1 Мбит шифровки, практически незаметной и не ухудшающей качество изображения.
 - Маскировка звуковой (речевой) информации под шум.
 - В одной из Московских компаний при печати на ЭВМ контрактов в них вносилась цифровая информация об условиях составления контракта за счет малозаметных искажений очертания отдельных символов.

6.4. Принципы компьютерной стеганографии.

Рассматриваем информацию отдельно от ее материального представления. Тогда возникает вопрос — где же информацию можно спрятать? Ответ однозначный. Только в еще большем массиве информации — как иголка в стогу сена. Стеганография предполагает, что передаваемый текст «растворяется» в сообщении большего размера с совершенно «посторонним» смыслом. Но, если применить к нему определенный алгоритм извлечения, то получим конкретное тайное сообщение.

Недостатки и проблемы

- 1) Трудно обосновать стойкость конкретного метода. Вдруг злоумышленнику станет известен способ «подмешивания» секретных данных к «болванке» — массиву открытых данных.
- 2) При использовании метода объем передаваемых или хранимых данных может увеличиваться. Это отрицательно сказывается на производительности систем обработки.

Стеганографические программные продукты базируются на двух основных принципах:

- 1) Файлы содержащие оцифрованное изображение или звук могут быть до некоторой степени изменены без потери своей функциональности, в отличие от других типов данных, требующих абсолютной точности.
- 2) Органы чувств человека неспособны различать незначительные изменения в цвете или качестве звука.

Например, отправляем корреспонденту по электронной почте файл с растровой черно-белой картинкой, в которой наименее значащий бит (младший) в коде яркости каждой точки изображения будет элементом тайного сообщения. Получатель извлечет все эти биты и составляет из них исходное сообщение. Картинка присутствует только «для отвода глаз».

По аналогии с криптосистемой вводят термин стегосистема. Стегосистема — это совокупность средств и методов для формирования скрытого канала передачи информации.



На рисунке показана модель обобщенной стегосистемы.

При проектировании любой стегосистемы надо учитывать следующие требования:

- 1) Хакер имеет полное представление о стегосистеме, деталях ее реализации и единственная информация ему неизвестная это ключ, с помощью которого только его держатель может установить *факт присутствия* и содержание скрытого сообщения.
- 2) Если противник каким-то образом узнает о факте существования скрытого сообщения — это не должно позволить ему извлечь подобные сообщения в других данных до тех пор, пока ключ хранится в тайне.
- 3) Потенциальный хакер должен быть лишен каких-либо технических и иных преимуществ в распознавании или раскрытии содержания тайных сообщений.

В стегосистеме под исходным сообщением на рисунке понимается любая информация: текст, изображение, аудиоданные и т.п.

В стегосистеме существуют два основных типа файлов: *сообщение*-файл для скрытия и *контейнер*-файл для встраивания в него сообщения.

Сообщение встраивается в контейнер специальным программным обеспечением.

Контейнер — любая информация предназначенная для сокрытия тайных сообщений. Данные контейнера должны быть достаточно шумными, чтобы небольшие изменения в их беспорядочности не могли быть замечены. Выбор контейнера существенно влияет надежность всей стегосистемы и возможность обнаружения факта передачи скрытого сообщения.

Например опытный глаз цензора с художественным образованием легко обнаружит изменения цветовой гаммы при внедрении сообщения в репродукцию «Мадонны» Рафаэля или «черного квадрата» Малевича.

Возможны следующие варианты контейнеров:

- 1) Контейнер генерируется самой стегосистемой
- 2) Контейнер выбирается из некоторого множества контейнеров

- 3) Контейнер поступает извне
- 4) Контейнер получается с помощью моделирования шумовых характеристик

По протяженности контейнеры бывают:

- 1) Непрерывные (поточковые). Например, поток непрерывных данных, подобный цифровой телефонной связи
- 2) Ограниченной (фиксированной) длины. Например, файл подобный растровому изображению.

Для потокового контейнера трудно определить моменты начала скрытого сообщения. Необходима синхронизация бит контейнера с битами сообщения. Например, если поток данных контейнера часто прерывается и вновь открывается (паузы речи — нулевой отсчет оцифровки), то тайное сообщение может начинаться сразу после одного из них.

Контейнер фиксированной длины (например, рисунок) синхронизируется с сообщением элементарно, но часто его объема недостаточно для встраиваемого сообщения.

Общий недостаток-проблема — это расстояние между скрывающими битами контейнера, т.е. битами контейнера, на место которых внедряются биты сообщения:

- простой случай: расстояние между скрывающими битами = const
- лучше, когда расстояния между скрывающими битами псевдослучайны и распределены равномерно между самым коротким и самым длинным заданными расстояниями. Однако «истинный» случайный шум имеет экспоненциальное



распределение длин интервалов. Сформировать такое псевдослучайное распределение слишком трудоемко. На практике чаще используют доступные и распространенные контейнеры фиксированной длины.

Для таких контейнеров имеет место экспоненциальная зависимость между надежностью скривия и объемом

сообщения.

Под стеганоключом понимается секретный элемент (способ, алгоритм), который определяет занесения сообщения в контейнер.

По аналогии с криптографией стegosистемы делят по типу стегоключа на два вида:

- 1) С секретным стегоключом, когда используется один ключ, для встраивания и извлечения, который определен, либо до начала обмена секретными скрытыми сообщениями, либо передан по защищенному каналу связи.
- 2) С открытым ключом, когда для восстановления и извлечения сообщения из контейнера используются разные ключи, которые различаются так, что с помощью вычислений невозможно вывести один ключ из другого. Поэтому один ключ (открытый) можно передать свободно по незащищенному каналу связи. Эта схема хорошо работает и при взаимном недоверии отправителя и получателя.

Стеgosистема может иметь несколько уровней защиты с соответствующими ключами. Например:

Сообщ. → контейнер ⇒

Сообщ. → контейнер → контейнер ⇒

Сообщ. → код → контейнер ⇒

Сообщ. → код → криптошифр → контейнер ⇒

и т.п.

Стегосистема должна отвечать следующим требованиям:

- 1) для обеспечения беспрепятственного прохождения стегосообщения по каналу связи оно никак не должно привлечь внимание атакующего (цензора, хакера, злоумышленника). Поэтому свойства контейнера должны быть модифицированы так, чтобы изменив несущую информацию сообщения параметра невозможно было выявить при визуальном контроле.
- 2) В ходе передачи сообщения (контейнер (звук, изображение или др.) может трансформироваться: уменьшаться или увеличиваться, преобразовываться в другой формат и т.п., а также быть сжат, и даже алгоритмом сжатия с потерей данных. Поэтому стегосистема должна быть устойчива к искажениям, в том числе и злонамеренным.
- 3) Для сохранения целостности встраиваемого сообщения следует использовать код с исправлением ошибок
- 4) Для увеличения надежности встраиваемое сообщение следует передавать неоднократно, изменяя и пути следования.

Направления применения стеганографии

- 1) Скрытие сообщений (данных).
- 2) Цифровые «водяные знаки» для защиты авторских или имущественных прав на цифровое изображение, фотографии и другие оцифрованные произведения искусства. Основные требования к «цифровым водяным знакам» — надежность и устойчивость к искажениям
- 3) Заголовки для маркирования в больших электронных хранилищах (библиотеках) цифровых изображений, аудио- и видеофайлов, а также и для иных идентифицирующих индивидуальных признаков файлов.

В сети Интернет стегосистемы активно используются для решения следующих задач:

- 1) Защита конфиденциальной информации от НСД. Например, 1 сек оцифрованного звука с частотой дискретизации 44,1 кГц и уровнями отсчетов 8 бит в стереорежиме позволяет скрыть заменой младших разрядов отсчетов 10 Кбайт защищенной информации. Это 3 страницы текста (42 строки по 80 символов). При этом изменения значений цифровых отсчетов составляет менее 1% и практически не обнаруживается при прослушивании большинством людей.
- 2) Противостояние попыткам контроля над информационным пространством при прохождении информации через серверы управления локальных и глобальных вычислительных систем.
- 3) Камуфлирование программного обеспечения под стандартные программные продукты (например, текстовые редакторы или сокрытие в файлах мультимедиа компьютерных игр) для предотвращения использования ПО незарегистрированными пользователями.
- 4) Защита авторского права «цифровой водяной знак». Только специальная программа извлекает информацию: когда создан файл, кто владеет авторским правом, как вступить в контакт с автором и др.

Основные положения современной компьютерной стеганографии

- 1) Методы скрытия должны обеспечивать аутентификацию и целостность файла.
- 2) Предполагается, что противнику полностью известны возможные стегометоды.
- 3) Безопасность методов основывается на сохранении стего-преобразованием основных свойств открытого передаваемого файла-контейнера при внесении в него секретного сообщения с помощью некоторой не известной противнику информации-ключа.
- 4) Даже если факт сокрытия стал известен противнику через сообщника, все равно извлечение самого секретного сообщения представляет сложную вычислительную задачу.

6.5. Методы компьютерной стеганографии

Общие принципы

- 1) В качестве носителя (контейнера) скрытой информации должен выступать объект (файл) допускающий для собственной информации искажения, не нарушающие его функциональность и суть.
- 2) Внесенные внедренным сообщением искажения должны быть ниже уровня чувствительности средств распознавания (человеком или техником) файла скрытия.

1 метод. Использование зарезервированных для расширения полей компьютерных форматов данных.

<i>Характеристика</i>	Поля расширения имеются во многих мультимедийных форматах, они заполняются нулевой информацией и не учитываются программой
<i>Недостатки</i>	Низкая степень скрытности, передача небольших ограниченных объемов информации
<i>Преимущества</i>	Простота использования

2 метод. Один из методов специального форматирования текстовых файлов.

<i>Характеристика</i>	Использование известного смещения слов, предложений, абзацев, изменение положения строк и расстановки слов в предложении, что обеспечивается вставкой дополнительных пробелов между словами
<i>(А) Недостатки</i>	Слабая производительность, передача небольших объемов информации, низкая степень скрытности
<i>(Б) Преимущества</i>	Простота использования. Имеется опубликованное программное обеспечение реализации метода

3 метод. Из специального форматирования

<i>Характеристика</i>	Выбор определенных позиций букв (нулевой шифр). Акростих — частный случай метода (например, начальные буквы каждой строки образуют сообщение. Шифр Грибоедова).
<i>Недостатки</i>	См. (А)

Преимущества См. (Б)

4 метод из группы специального форматирования текста.

Использование специальных свойств полей форматов, не отображаемых на экране.

Характеристика Использование специальных «невидимых», скрытых полей для организации сносок и ссылок (например, использование черного на черном фоне).

Недостатки См. (А)

Преимущества См. (Б)

5-ый метод. Скрытие в неиспользуемых местах гибких дисков.

Характеристика Информация записывается в обычно неиспользуемых местах ГМД (например, в нулевой дорожке)

Недостатки См. (А)

Преимущества См. (Б)

6-й метод. Использование имитирующих функций (mimic function).

Характеристика Генерация текстов как сообщения акростиха. Для тайного сообщения генерируется осмысленный текст, скрывающий само сообщение.

Недостатки См. (А)

Преимущества Результирующий текст не является подозрительным

7-й метод. Удаление заголовка идентифицирующего файл

Характеристика Скрываемое сообщение шифруется и у результата удаляется идентифицирующий заголовок. Остаются только зашифрованные данные. Получатель заранее знает о передаче сообщения и имеет недостающий заголовок.

Недостатки Проблема сокрытия решается только частично. Необходимо заранее передать часть информации получателю

Преимущества Простота реализации. Многие средства (White Noise Storm, S-Tools) обеспечивают реализацию этого метода с PGP-алгоритмом.

Группа методов использования избыточности аудио- и визуальной информации.

8-й метод. Использование избыточной цифровой фотографии, цифрового видео

(С) *Характеристика* Младшие разряды цифровых отсчетов содержат очень мало полезной информации. Их заполнение дополнительной информацией практически не влияет на качество восприятия, что и дает возможность скрытия конфиденциальной информации

(D) *Недостатки* Дополнительная информация искажает статистические характеристики цифровых потоков. Для снижения компрометирующих признаков требуется коррекция статистических

7. Криптофония – защита речевых сообщений

7.1. Методы обеспечения скрытности переговоров по незащищенным каналам связи

В настоящее время известны три основных метода защиты (закрытия) телефонных речевых сообщений: аналоговое скремблирование сигнала речи, цифровое скремблирование, комбинированное: аналоговое скремблирование и маскирование речи заградительной помехой.

К этим устройствам предъявляются следующие требования.

- Укладка спектра скремблированного сигнала речи в полосу частот стандартного канала связи.
- Сохранение разборчивости речи после операции защиты.
- Удержание определенной криптоустойчивости системы защиты при выполнении двух предыдущих условий.

Аналоговый скремблер формирует инверсию спектра речи так, что НЧ-составляющие спектра преобразуются в высокочастотные составляющие и наоборот.

Структурная схема аналогового скремблирования/дескремблирования показана на рис 1, а преобразования спектров – на рис 2.

Такие устройства широко применялись с свое время в полициях США для связи с подвижными патрулями. Однако разборчивость речи после двойного преобразования спектра не превышала 65%. Принципиальная схема устройства приведена в [Андрианов А. М. и др. «Шпионские штучки» и устройства защиты объектов и информации. Справочное пособие –: М. Лань, 1996 г.].

Цифровой скремблер производит оцифровку речевого аналогового сигнала с последующим шифрованием/дешифрованием.

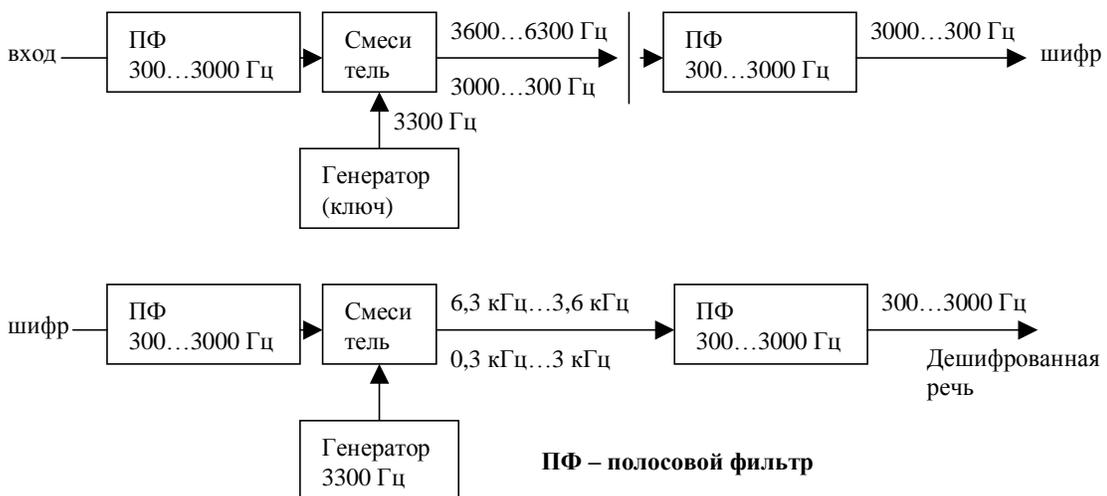


Рис. 1

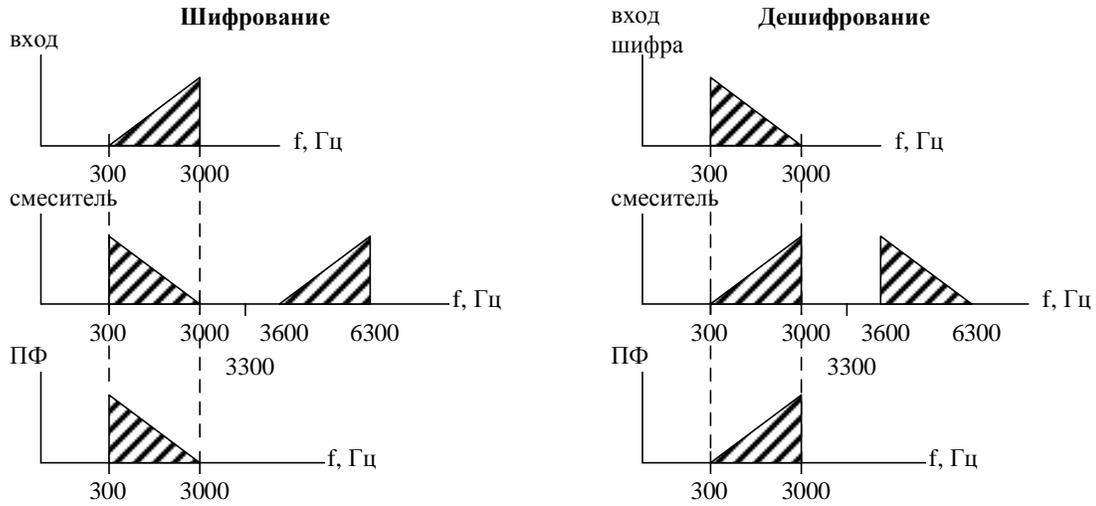


Рис. 2

Рис. 3 – структурная схема цифрового скремблирования.

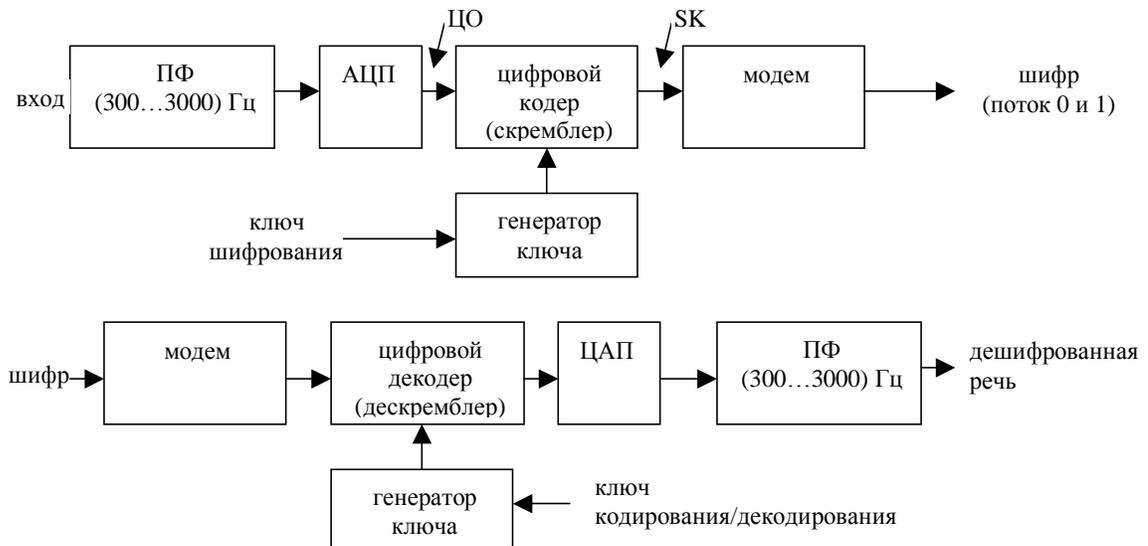


Рис. 3

АЦП – аналого-цифровой преобразователь.

ЦО – цифровые отсчеты аналогового сигнала речи

СК – цифровой шифр на выходе скремблера

Модем – устройство, формирующее (перекодирующее) сигнал СК в сигнал оптимальный для линии связи, модем может отсутствовать при непосредственной передаче СК на линию связи.

Ключ шифрования – начальное N-битовое слово на базе которого генератор ключа формирует M-битовый ключ для скремблера.

Структурная схема комбинированного скремблирования

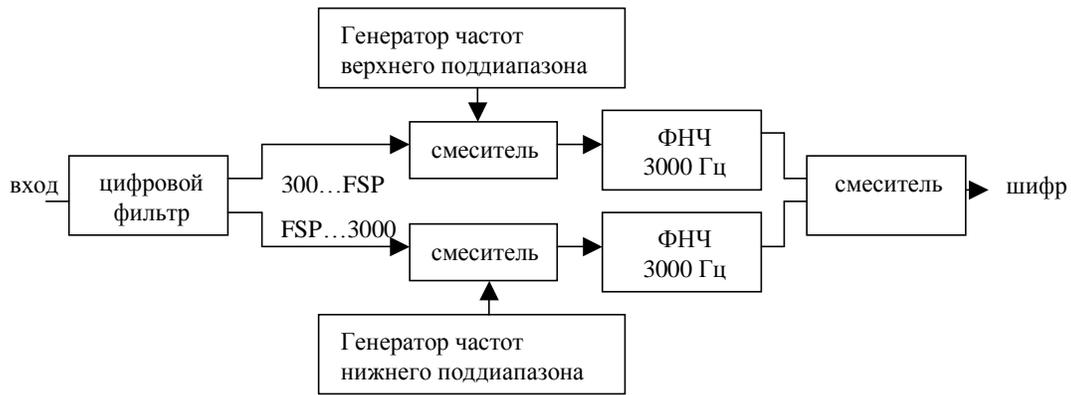


Рис. 4

Дешифрование – та же схема.

Вокодерная схема закрытия

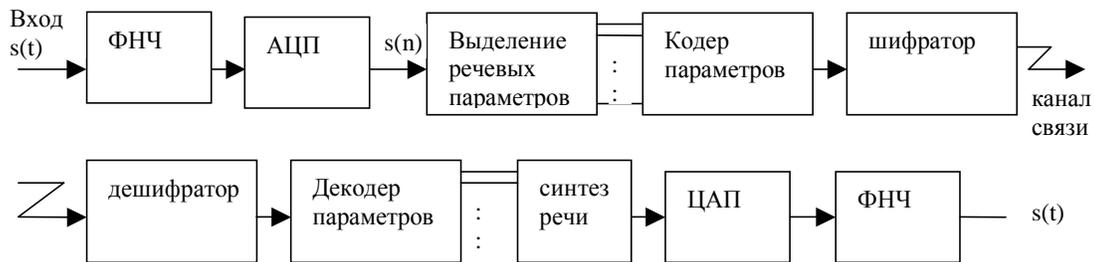


Рис. 5

Маскировка аналогового сигнала речи заградительной помехой.

Идея маскирования сигнала речи импульсными помехами (а есть еще и маскировка шумоподобными сигналами) состоит в посылке на линию связи, вместе с аналоговым сигналом речи, коротких, порядка 0,3 мс импульсов относительно большой амплитуды ~2..3 В (при амплитуде речевого сигнала 0,3...0,6 В), с частотой повторения около 340 Гц и скважностью не менее 10.

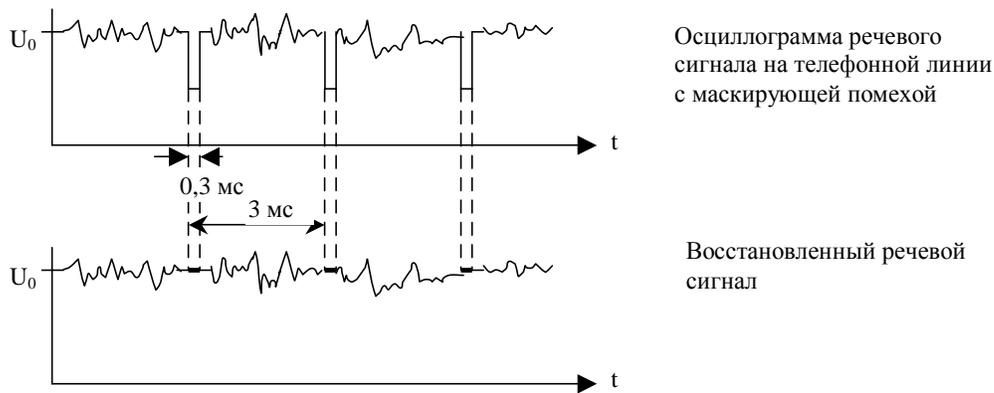


Рис. 6

При приеме импульсы помехи вырезаются специальным устройством. Так обеспечивается восстановление речевого сигнала без помехи, рис 6.

U_0 – постоянное напряжение на телефонной линии при поднятой телефонной трубке.

Практически найдено, что потеря информации из-за вырезки 1/10 части периода импульсной помехи приводит лишь к небольшому искажению звучания речи. В тоже время из-за мощной помехи, «рокота» на слух, невозможно распознать речь собеседника.

Такой вариант маскиратора не обладает серьезной криптостойкостью. Но возможны варианты ее увеличения путем скремблирования импульсов помехи.

7.2. Пример практической реализации простого цифрового скремблирования/дескремблирования сигнала речи

На рис. 1 показана структурная схема такого устройства.

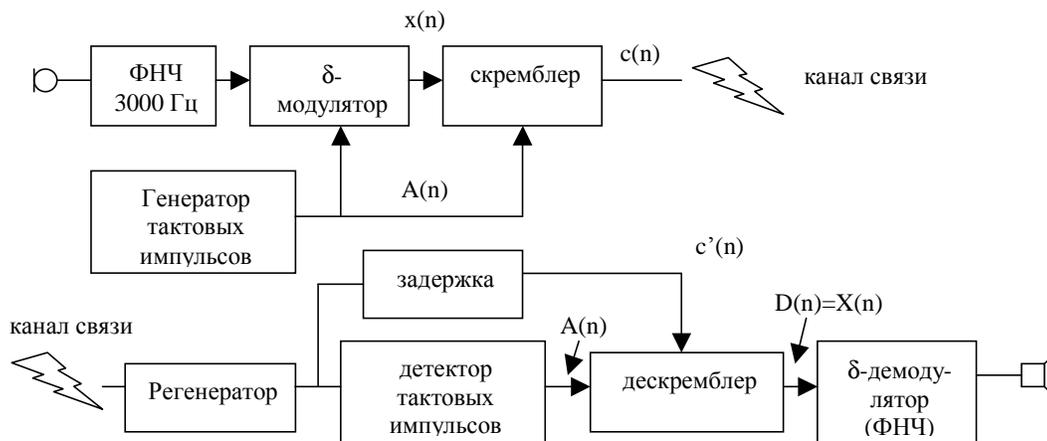


Рис. 1

- М – микрофон
- ФНЧ – фильтр нижних частот с верхней граничной частотой 3000 Гц
- δ -модулятор – простейшее устройство оцифровывания аналогового сигнала речи (представление его δ -кодом)
- $x(n)$ – δ -код (дельта-код). n – порядковый номер тактового импульса.

- $s(n)$ – скремблированный δ -код (шифр поступающий на линию связи).
- регенератор – устройство восстановления П-образной формы сигнала из бит шифра, искаженных линией связи.
- задержка – синхронизирует одновременность поступления на дескремблер бит принятого шифра $s'(n)$ с восстановленными тактовыми импульсами $A(n)$.
- $D(n)=x(n)$ – на выходе дескремблера получаем исходный δ -код.
- δ -демодулятор – преобразует δ -код в аналоговый сигнал речи. Реализуется простым активным ФНЧ 2-го порядка.

Одна из возможных простых принципиальных схем δ -модулятора приведена на рис. 2.

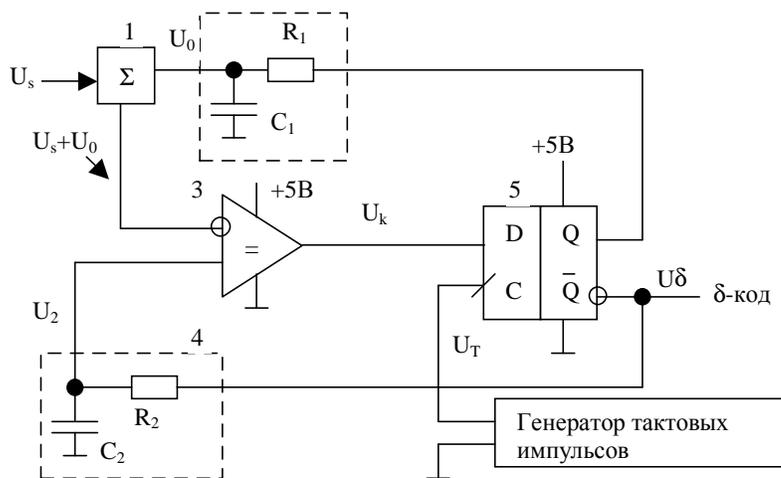


Рис. 2

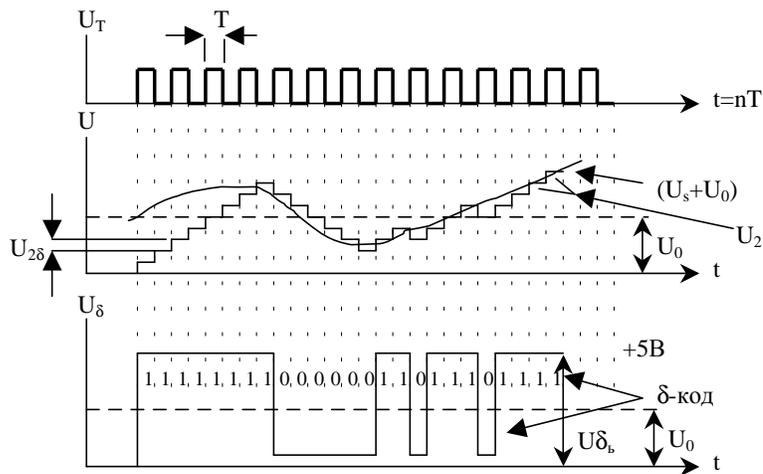


Рис. 3

На рис. 3 показаны осциллограммы сигналов.

- 1 – аналоговый сумматор
- 2 – устройство усредняющее сигнал δ -кода (интегрирующая цепочка R_1C_1)
- 3 – компаратор
- 4 – δ -демодулятор (интегрирующая цепочка R_2C_2)
- 5 – D-триггер

U_s – аналоговый сигнал речи

U_0 – среднее значение амплитуды $U_{\delta m}$ импульсов δ -кода.

U_2 – сигнал на выходе δ -демодулятора

U_T – импульсы тактового генератора, записывающие положительные фронты состояние компаратора {'0', '1'}={0, 5 В} на выход Q D-триггера. ('0', '1' – логические нуль и единица).

Когда $U_2 < (U_s + U_0)$, то $U_k = '0'$. На выход Q D-триггера записывается очередным положительным фронтом тактового импульса логический 0, а на \bar{Q} -логическая 1 (т. е. +5 В) и величина U_2 увеличивается на один шаг $U_{2\delta}$.

Так формируется сигнал δ -кода U_δ , представляющий собой неструктурированный («сплошной») поток бит {0,1}, т. е. на разбитый на байты или слова.

7.3. Логическая операция XOR как шифрование (дешифрование) потока бит.

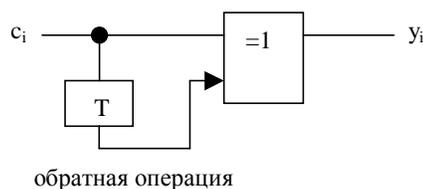
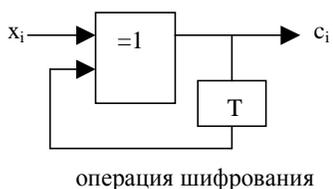
Пусть $\{x_i\}$ – исходная последовательность потока бит. $x \in \{0,1\}$. $\{.\}$ – символ множества. i – номер по порядку символа x в последовательности, $\{c_i\}$ – кодированная (шифрованная,

Операция кодирования	Обратная операция декодирования
$c_i := x_i \text{ XOR } c_{i-1}$	$y_i := c_i \text{ XOR } c_{i-1}$

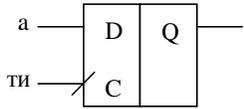
закоренная) последовательность.

здесь $x, c, y \in \{0,1\}$

Реализация операций.



Например, с помощью D-триггера. Значение «а» на входе D запоминается триггером на выходе Q в момент прихода на вход с положительного перепада тактовых импульсов. На рисунках схем реализации генератор тактовых импульсов не показан.



Покажем, что $y_i = x_i$

Обозначим суммирование по модулю 2 – \oplus

Тогда $c_i = x_i \oplus c_{i-1}$ (1)

$$y_i = c_i \oplus c_{i-1} \quad (2)$$

Т. к.: $y_i = c_i \oplus c_{i-1} = x_i \oplus c_{i-1} \oplus c_{i-1}$, а $c_{i-1} \oplus c_{i-1} = 0$, то $y_i = x_i$ (3)

Или иначе (в общем случае):

т. к. $c_{i-1} = x_{i-1} \oplus c_{i-2}$, (4)

то, подставляя в (2) величины (1) и (4), получим:

$$y_i = x_i \oplus c_{i-1} \oplus x_{i-1} \oplus c_{i-2}$$

Но из (2) имеем

$$c_{i-1} \oplus c_{i-2} = y_{i-1}$$

Следовательно: $y_i = x_i \oplus x_{i-1} \oplus y_{i-1}$

Прямой подстановкой очередных значений x и y нетрудно убедиться, что выражения (5) и (3) эквивалентны.

Преобразование $x_i \Rightarrow y_i$ можно рассматривать как частный случай теории цифровых фильтров для x и y – двоичных чисел и сумм по модулю два. Согласно теории цифровых фильтров возьмем для выражений (1) и (2) Z-преобразование.

$\begin{aligned} c(z) &= x(z) \oplus c(z) \cdot z^{-1} \\ y(z) &= c(z) \cdot z^{-1} \\ y(z) &= c(z) \cdot (1 \oplus z^{-1}) \end{aligned}$	$\begin{aligned} x(z) &= c(z) \oplus c(z) \cdot z^{-1} \\ x(z) &= c(z) \cdot (1 \oplus z^{-1}) \end{aligned}$	Т.к. операции сложения и вычитания по модулю 2 тождественны
--	---	---

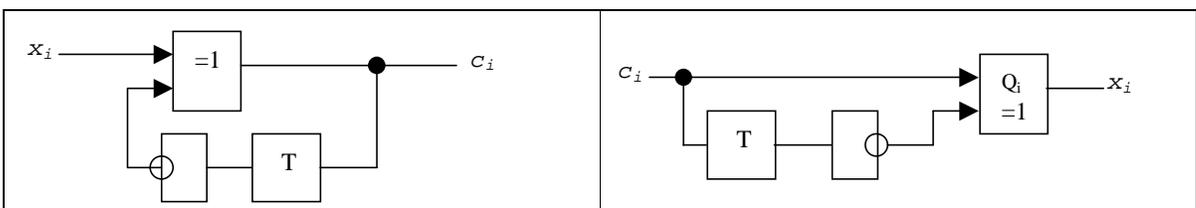
$$y(z) = x(z) \frac{1 \oplus z^{-1}}{1 \oplus z^{-1}}$$

и по правилу сдвига Z-преобразования получаем

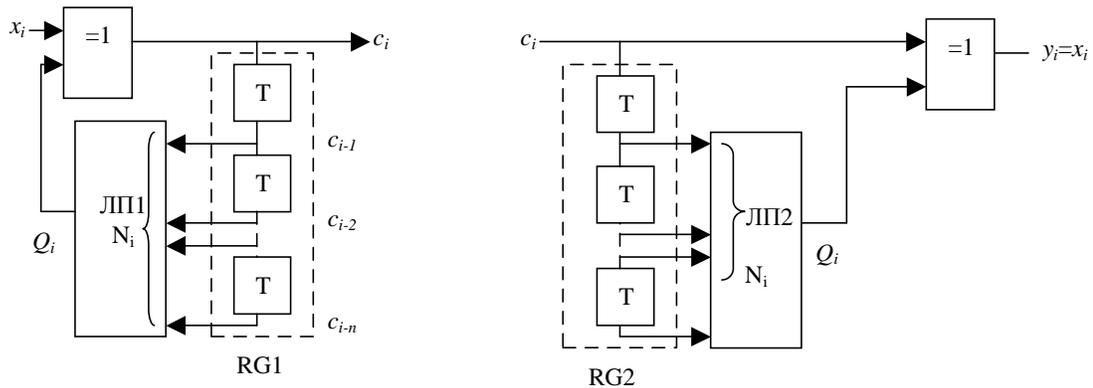
$$y_i = x_i$$

Совместную пару операций XOR кодирования/декодирования получим и при взятии дополнительной операции отрицания \bar{c}_i

$c_i := x_i \text{ XOR } c_{i-1}$	$x_i := c_i \text{ XOR } c_{i-1}$	<table border="1"> <tr> <td>c_i</td> <td>\bar{c}_i</td> </tr> <tr> <td>0</td> <td>1</td> </tr> <tr> <td>1</td> <td>0</td> </tr> </table>	c_i	\bar{c}_i	0	1	1	0	
c_i	\bar{c}_i								
0	1								
1	0								



Теперь возьмем вместо одного элемента задержки несколько последовательно соединенных, т.е. регистр сдвига, а вместо одновходовой операции отрицания –



логический преобразователь (ЛП), имеющий несколько входов и один выход

Снова получим совместную пару устройств кодирования/декодирования.

Такие устройства называют скремблерами/дескремблерами. ЛП удобно реализовать на микросхемах памяти (ПЗУ), содержащих 2^n ячеек. Тогда N_i – адрес i -той ячейки. Q_i – информация (0, 1) записанная в ней.

Формула работы скремблера.

$$c_i = x_i \oplus Q_i$$

$$Q_i = \varphi(N)$$

$$N = c_{i-1} + 2 \cdot c_{i-2} + 2^2 \cdot c_{i-3} + \dots + 2^{n-1} \cdot c_{i-n}$$

N – десятичный эквивалент двоичного числа $c_{i-1}c_{i-2}\dots c_{i-n}$ (c_{i-1} – младший разряд) состояния регистра сдвига RG1, являющегося адресом ячейки ПЗУ.

$$\text{Итак, } c_i = x_i \oplus \varphi(\text{RG1}) \quad \varphi(N) = \varphi(\text{RG1}) \quad (6)$$

Для дескремблера

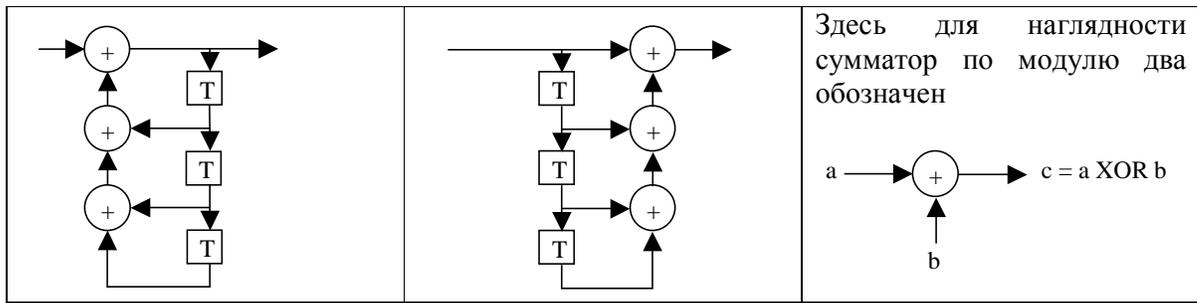
$$y_i = c_i \oplus \varphi(\text{RG1}) \quad (7)$$

Если функции для ЛП1 и ЛП2 одинаковы: $\varphi(\text{RG1}) = \varphi(\text{RG2})$, то выражения (6) и (7) аналогичны (1) и (2). Соответственно будем иметь и утверждение

$$y_i = x_i$$

Особенности свойств системы скремблер/дескремблер в общем случае с произвольной таблицей памяти ЛП не исследованы.

Получили широкое распространение и исследованы свойства системы скремблер/дескремблер с ЛП из линейки сумматоров по модулю два. Например:



7.4. Скремблер/дескремблер.

Рассмотрим цифровой скремблер и дескремблер. Это устройство для аппаратного шифрования и расшифровки последовательности бит из нулей и единиц. Простейшая реализация представляется в общем случае схемами из n -разрядного регистра сдвига и $1 \leq m \leq n$ сумматоров по модулю 2, рис.1 и 2.

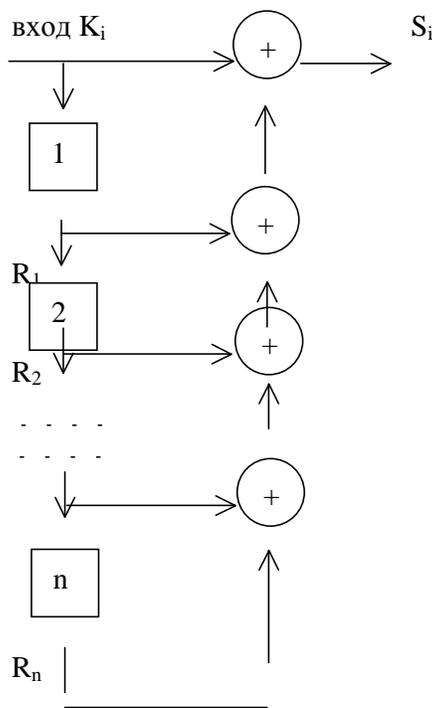


Рис. 1

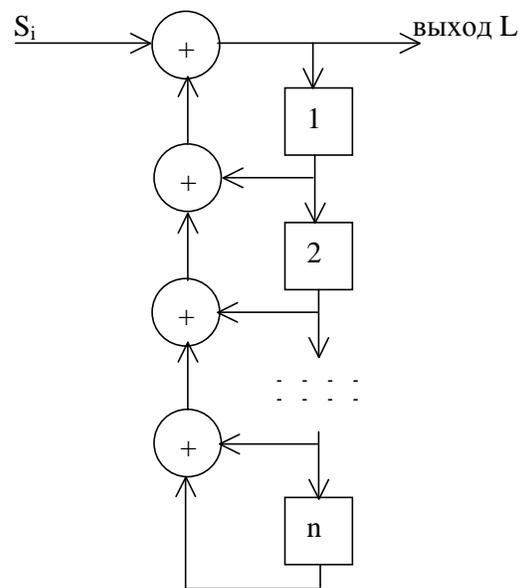


Рис. 2

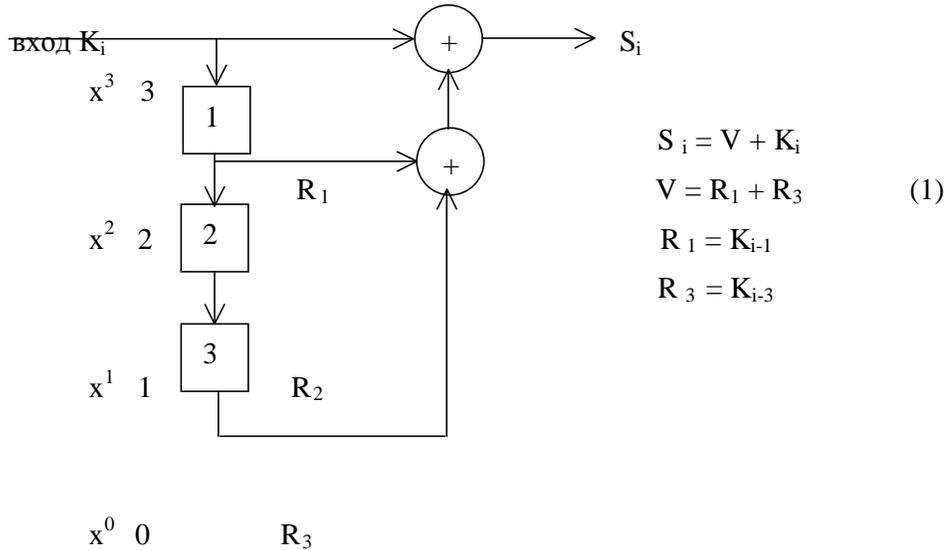
Так как логические переменные могут принимать только конечное число значений, в данном случае $\{0, 1\}$, и на множестве этих чисел определены операции сложения (XOR) и умножения (AND), то имеем частный случай поля Галуа. Это поле обладает замечательным свойством: операция вычитания в нём тождественна операции сложения.

Поля (последовательности) бит, например байт или слово, удобно рассматривать как многочлены. Например, байт представляется многочленом 7-й степени, каждый член которого соответствует ненулевому биту в байте:

$$(10010101) = 1*x^7 + 0*x^6 + 0*x^5 + 1*x^4 + 0*x^3 + 1*x^2 + 0*x^1 + x^0 = x^7 + x^4 + x^2 + 1 .$$

Применение многочленов упрощает рассмотрение операций сдвига битовых полей. Битовое поле (последовательность) поступает на вход со старшего члена. Сдвиг данных в регистре в сторону выхода (как на рис. 1) соответствует умножению на x , а сдвиг данных в регистре в сторону входа (как на рис. 1) соответствует делению на x .

Свойства скремблера и дескремблера рассмотрим на примере схемы с трёхразрядным регистром и двумя сумматорами, рис. 3.



Пусть на вход поступает слово из пяти бит ($K_4K_3K_2K_1K_0$) начиная со старшего бита, где $K_i = \{0, 1\}$.

Составим таблицу потактовой работы схемы, согласно логическому алгоритму (1), приведённому на рисунке.

Номер такта	K	R ₁	R ₂	R ₃	V	S	
0	K_4	0	0	0	0	K_4	$\rightarrow x^7$
1	$K_{4-1}=K_3$	K_4	0	0	K_4	K_4+K_3	$\rightarrow x^6$
2	$K_{4-2}=K_2$	K_3	K_4	0	K_3	K_3+K_2	$\rightarrow x^5$
3	$K_{4-3}=K_1$	K_2	K_3	K_4	K_2+K_4	$K_4+K_2+K_1$	$\rightarrow x^4$
4	$K_{4-4}=K_0$	K_1	K_2	K_3	K_1+K_3	$K_3+K_1+K_0$	$\rightarrow x^3$
5	$K_{4-5}=0$	K_0	K_1	K_2	K_0+K_2	K_2+K_0	$\rightarrow x^2$
6	$K_{4-6}=0$	0	K_0	K_1	K_1	K_1	$\rightarrow x^1$
7	0	0	0	K_0	K_0	K_0	$\rightarrow 1$
8	0	0	0	0	0	0	
(...)	(...)	0	0	0	0	0	

Итак, входное слово (читаем сверху вниз со старшего разряда):

$$K(x) = K_4K_3K_2K_1K_0 \quad (2),$$

Выходное слово:

$$S(x) = K_4 \langle K_4 + K_3 \rangle \langle K_3 + K_2 \rangle \langle K_4 + K_2 + K_1 \rangle \langle K_3 + K_1 + K_0 \rangle \langle K_2 + K_0 \rangle K_1 K_0 \quad (3)$$

Тот же самый результат, но заметно проще и обобщённое получим на языке многочленов.

На вход поступает слово (многочлен):

$$K(x) = K_4 * x^4 + K_3 * x^3 + K_2 * x^2 + K_1 * x^1 + K_0, \text{ где } K_i = \{0, 1\}, \text{ '+' – сумма по модулю 2.}$$

Это слово умножается на многочлен, единичные биты которого определяются только теми сигналами с регистра, какие подаются на сумматоры. Так как на первое звено регистра подаётся старший бит входного слова, то нумеруем сигналы регистра (биты множителя) снизу вверх, как показано на рисунке 3.

На сумматоры подаются только биты номер 0, 2, 3. Следовательно, многочлен будет иметь вид:

$$g(x) = 1 * x^3 + 1 * x^2 + 0 * x + 1 = x^3 + x^2 + 1.$$

Итак:

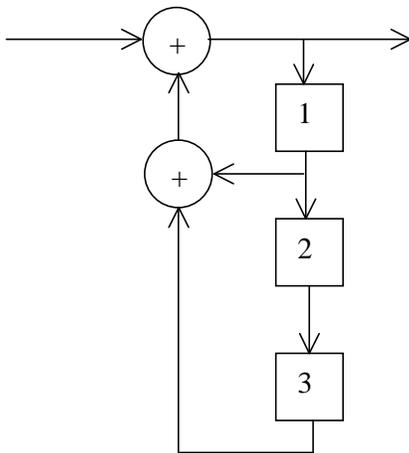
$$\begin{aligned} (K_4 * x^4 + K_3 * x^3 + K_2 * x^2 + K_1 * x^1 + K_0) * (x^3 + x^2 + 1) &= (K_4 * x^7 + K_3 * x^6 + K_2 * x^5 + K_1 * x^4 + K_0 * x^3) \\ + (K_4 * x^6 + K_3 * x^5 + K_2 * x^4 + K_1 * x^3 + K_0 * x^2) &+ (K_4 * x^4 + K_3 * x^3 + K_2 * x^2 + K_1 * x^1 + K_0) = K_4 * x^7 + \\ (K_3 + K_4) * x^6 + (K_2 + K_3) * x^5 + (K_1 + K_2 + K_4) * x^4 &+ (K_0 + K_1 + K_3) * x^3 + (K_0 + K_2) * x^2 + K_1 * x + K_0 \\ = S(x) &\quad (5) \end{aligned}$$

Выражение (5) совпадает с (3).

Итак, вообще: выходное слово есть произведение входного слова (многочлена (4)) и многочлена $x^3 + x^2 + 1 = g(x)$.

$$S(x) = K(x) * g(x).$$

Теперь рассмотрим схему на рисунке 4.



В этой схеме многочлен $L(x)$ есть частное от деления многочлена входного слова $S(x)$ на многочлен $g(x) = x^3 + x^2 + 1$:

$$L(x) = \frac{S(x)}{g(x)} \quad (8).$$

Это нетрудно увидеть, проведя анализ рисунка 4 подобно анализу рисунка 3. Интереснее убедиться в следующем. Подадим на вход схемы с рис.4 слово с выхода схемы с рис.3. тогда подставляя (6) в (8) получим:

$$L(x) = K(x).$$

дескремблером. И, наоборот, если скремблировать информацию схемой с рис.4, то схему с рис.3 можно использовать как дескремблер.

Обратим внимание на ещё два замечательных свойства скремблера и дескремблера.

- 1) Если на вход скремблера постоянно подавать константу (0 или 1), то на выходе под действием тактовых импульсов сдвига будет генерироваться псевдослучайная последовательность нулей и единиц, определяемая конфигурацией схемы и начальным состоянием регистра.

Для задач шифрования информации, чем длиннее эта собственная псевдослучайная последовательность (далее будем говорить «слово скремблера»), тем сложнее расшифровка.

- 2) Структура скремблер/дескремблер обладает свойством самосинхронизации. Если при включении структуры скремблер/дескремблер, то есть в начале работы, регистр скремблера и регистр дескремблера оказались в разных состояниях, то после приёма n последовательных бит (n равно или меньше длины слова скремблера) регистр дескремблера окажется в том же состоянии, что имел регистр скремблера, и сигнал на выходе дескремблера начнёт точно повторять сигнал на входе скремблера.

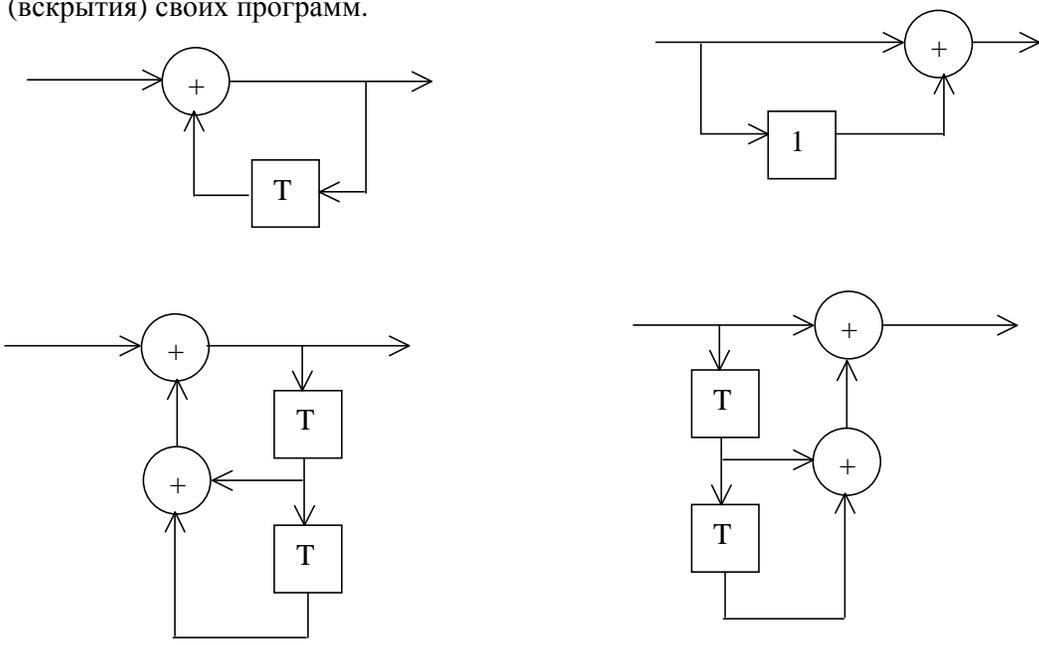
Моделирование работы системы скремблер/дескремблер.

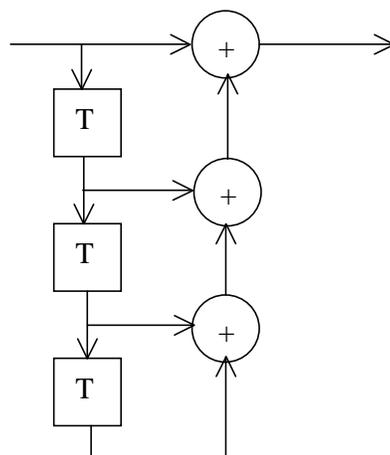
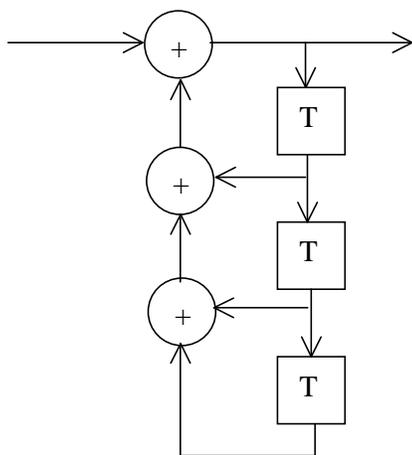
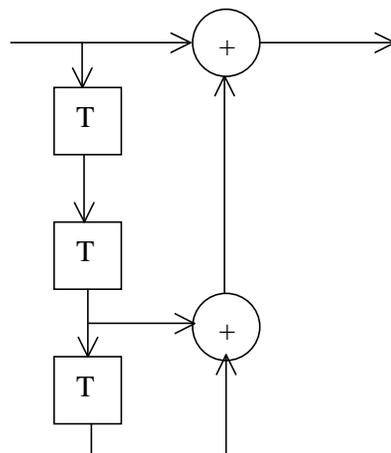
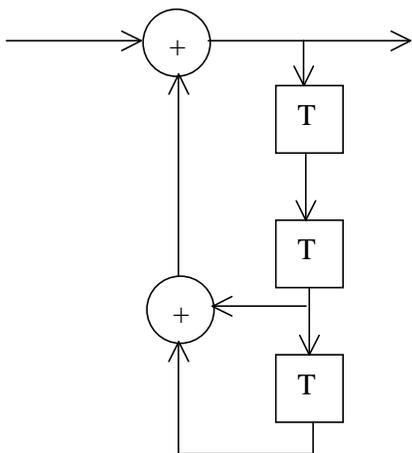
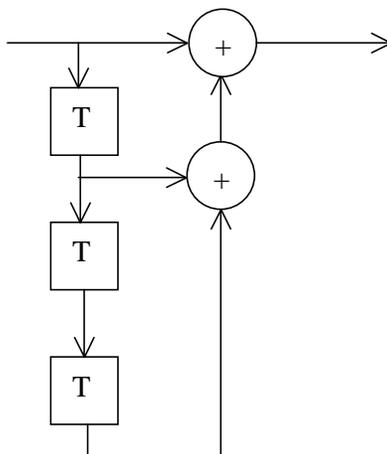
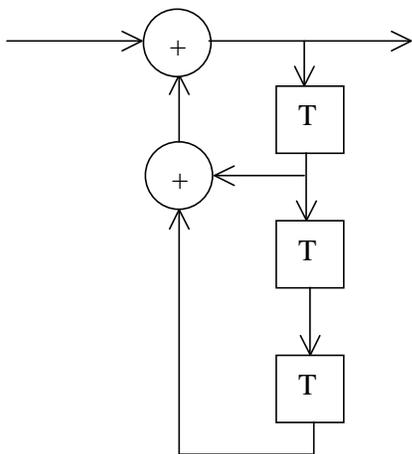
Рассмотрим особенности системы скремблер/дескремблер на примере её моделирования с 3-х разрядным регистром сдвига.

На рисунках 1-5 представлены все возможные конфигурации схем, определяемые числом и расположением сумматоров по модулю 2 относительно ячеек регистра.

На этих схемах приведены логические формулы работы и порождающий многочлен $g(x)$, на который делится входное слово скремблера и умножается выходное слово дескремблера.

Интересно отметить, что структура на рис.1 известна программистам как операция ссорки/рассорки, часто применяемая для затруднения несанкционированного чтения (вскрытия) своих программ.





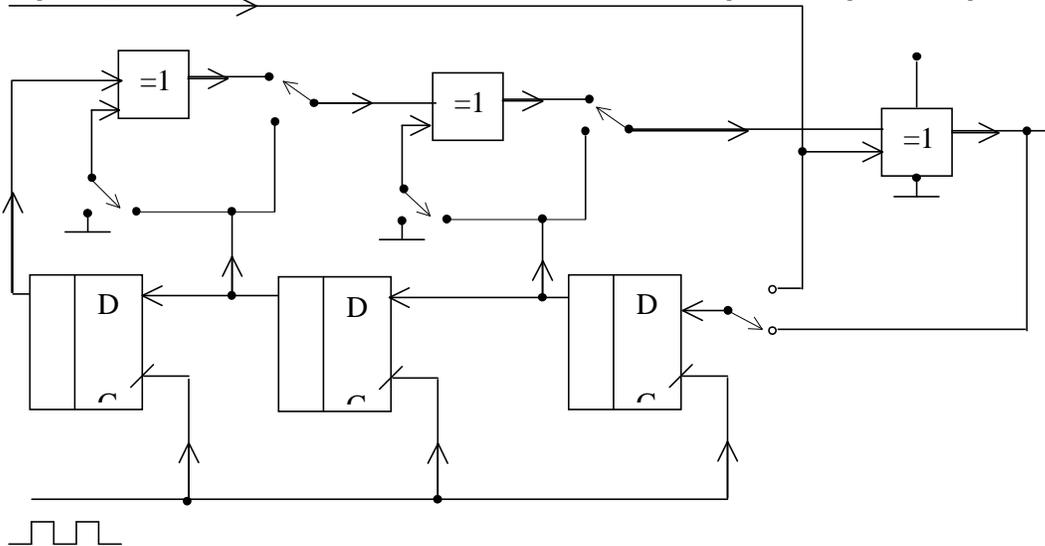
Найдём слово скремблера, то есть псевдослучайную последовательность (ПСП) бит на выходе S_n при $K_n = \text{const}$ на входе, расписав для этого потактно состояния регистра сдвига RG, например для схемы на рис.4.

При $K_n = 0$ и исходном состоянии $RG = 111$ имеем:

n	0	1	2	3	4	5	6	7
S_n	0	0	1	0	1	1	1	
S_{n-1}	1	0	0	1	0	1	1	1
S_{n-2}	1	1	0	0	1	0	1	1
S_{n-3}	1	1	1	0	0	1	0	1

Получим максимальную длину слова $(2^3 - 1) = 7$ бит. $S(n) = 0010111$. Если взять $K_n = 1$, $RG = 000$, то получим инверсно $S(n) = 1101000$. Для других начальных условий длина слова скремблера будет меньше максимальной.

Принципиальная схема опытного макета скремблера/дескремблера.

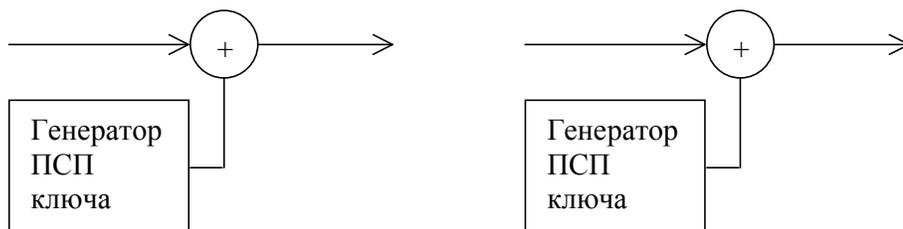


7.5. Система скремблер/дескремблер со сменным секретным ключом.

Сигнал речи, оцифрованный, например, δ -модулятором (рис. 2 и 3, раздел 2.2.), можно рассматривать как непрерывный поток бит.

Аппаратно и программно простыми и дешёвыми способами являются:

- 1) Метод гаммирования (рис.1) с помощью сумматоров по модулю два и двух одинаковых на приёмной и передающей стороне генераторов ПСП в качестве ключей шифрования и дешифрования. Поток бит ключа называют гаммой.



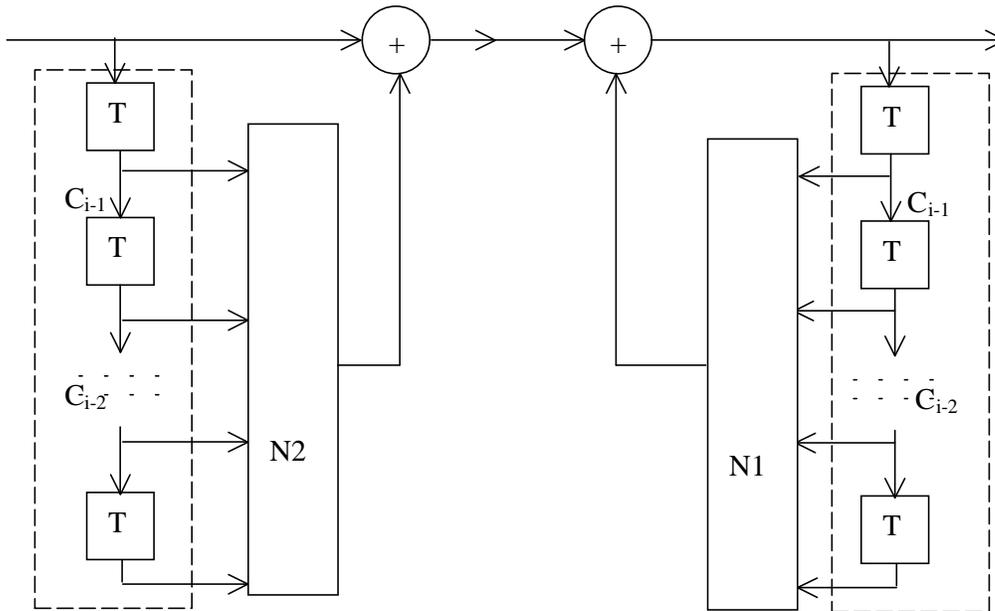
2) Устройства скремблер/дескремблер на базе регистра сдвига с обратными связями на сумматорах по модулю два, рассмотренных в разделах 2.4. и 2.5.

Кодек (устройство кодирования/декодирования) оцифрованного сигнала речи на базе схемы с рис.1 требует, чтобы в реальном времени начало кодирования и начало декодирования строго совпадали по фазе, с точностью до бита после каждой «микропаузы» речи. Сдвиг ключа К относительно шифрограммы C_i всего на один бит приводит к полному нарушению процесса декодирования на приёмной стороне, так как генераторы ПСП приёма и передачи не синхронизированы. Эту задачу решают с помощью сложного и дорогого, как программного, так и аппаратного обеспечения. Однако кодек работающий по схеме с рис.1 имеет несомненное достоинство: наличие секретного ключа.

Кодек на базе регистра сдвига прост и дешёв и обладает свойством самосинхронизации, заключающемся в том, что через несколько тактов (не больше числа разрядов регистра сдвига) состояния регистров шифратора и дешифратора выходят на режим совпадения, после чего устанавливается нормальная работа кодека, когда $y_i = x_i$.

Однако различных схем обратных связей регистра сдвига не так много. Поэтому, перехватив шифрограмму C_i на линии связи, можно вскрыть конфигурацию скремблера.

Рассмотрим простой и дешёвый кодек (скремблер/дескремблер), работающий с секретным ключом записанным в микросхемы памяти ПЗУ1 и ПЗУ2 (рис. 2).



Количество различных ключей, которые можно записать в ПЗУ с p -разрядными адресами одnorазрядных ячеек памяти, равно

$$M = 2^{2^p}$$

Например, для $p = 8$ получим: длина ключа $M = 2^{256} = 1.15 \cdot 10^{77}$.

В разделе 2.3 доказано, что для скремблера/дескремблера с ключом на ПЗУ выполняется равенство $y_i = x_i$.

Докажем теперь, что выполняется также и свойство самосинхронизации. Возьмём возможный алгоритм функционирования модели нашей системы.

```

1  ввод N1
2  ввод N2
3  ввод x
4  K1 := f(N1)
5  K2 := f(N2)
6  C := x XOR K1
7  y := C XOR K2
8  печать x, N1, C, N2, y
9  N1 := сдвиг RG1
10 N2 := сдвиг RG2
11 GO TO 3

```

Система возбуждается тактовыми импульсами, генератор которых на передающей стороне и устройство выделения их из полученного сигнала на приёмной стороне на рисунке не показаны.

Система обладает свойством самосинхронизации, состоящем в том, что через некоторое количество тактов состояние регистров становится одинаковым:

$$N1_i = N2_i = N_i.$$

Для последующих тактов наступает равенство $y_i = x_i$ для любых ключей, одинаковых для приёмника и передатчика:

$$f(N1_i) = f(N2_i) \quad (1)$$

Докажем это. Действительно из (1) вытекает, что начнут совпадать и биты ключей:

$$K1_i = K2_i = K_i.$$

Согласно 6-7 строк алгоритма будем иметь:

$$y_i = C_i \oplus K_i = x_i \oplus K_i \oplus K_i.$$

Но так как $K_i \oplus K_i = 0$, то то получаем при самосинхронизации $y_i = x_i$.

Количество тактов необходимых для выхода на самосинхронизацию определяется разницей в начальных состояниях регистров и количеством разрядов в них.

Пусть RG имеют r разрядов. Рассмотрим множество подгрупп младших бит двоичного числа N состояния регистра, то есть следующие подгруппы младших бит:

$$(a_0), (a_1, a_0), (a_2, a_1, a_0), (a_3, a_2, a_1, a_0) \text{ и так далее, где } a \in \{0, 1\}.$$

Обозначим биты регистра RG1 символами 'а', биты регистра RG2 - символами 'b'.

Так как при операции сдвига в регистрах в их младший бит записывается одинаковая информация $C_i \in \{0, 1\}$, то возможны следующие случаи:

- 1) Если m младших бит, как начальных, так и очередных состояний регистров, совпадают:

$$a_{m-1}a_{m-2}\dots a_1a_0 = b_{m-1}b_{m-2}\dots b_1b_0,$$

то какая бы информация C_i (либо 0, либо 1) ни записывалась бы в младший разряд регистров, после этого такта будут совпадать уже $m+1$ младших разрядов.

Например:

$N1 = \dots x101,$

$N1 = \dots x101,$ где $x \in \{0, 1\}$ – безразлично какой бит;

После сдвига при $C_i = 1$ получим:

$N1 = \dots x1011,$

$N1 = \dots x1011$ – совпадают четыре младших бита,

После сдвига при $C_i = 1$:

$N1 = \dots x1010,$

$N1 = \dots x1010$ – совпадают четыре младших бита.

Следовательно через $(p - m)$ начнётся полное совпадение состояний регистров и в каждом последующем такте будет $N1 = N2$, независимо от очередного значения C_i .

2) Если в начальных состояниях регистров нет совпадений для каждой подгруппы младших бит, то есть $m = 0$, то самосинхронизация устанавливается через p тактов.

Например, пусть $p = 4$, и пусть в $RG1$ находится число $N1$, а в $RG2$ - число $N2$. тогда при очередных сдвигах с произвольным C_i получим:

i	C_i	N1		N2
0		1101		0010
1	1	1011		0101
2	0	0110		1010
3	1	1101		0101
4	1	1011	=	1011

Совпадения начинаются на 4-ом такте. Здесь в исходном состоянии $N2$ есть инверсия $N1$: $m = 0$.

I	C_i	N1		N2
0		1011		0110
1	1	0110		1100
2	0	1100		1000
3	1	1001		0001
4	1	0011	=	0011

Совпадения начинаются на 4-ом такте. Здесь все подгруппы младших бит не совпадают: $m = 0$.

Итак, при самых неблагоприятных начальных состояниях регистров самосинхронизация наступает через p тактов.

Как видно из вышеизложенного, выход на самосинхронизацию не зависит от ключевой последовательности нулей и единиц, записанных в ПЗУ, если таблицы $f(N1)$ и $f(N2)$ содержимого обеих ПЗУ одинаковы.

Выбор ключа.

Критерии выбора ключа диктуются только задачей затруднить его вскрытие хакером. С этой позиции к ключу предъявляются следующие требования:

- 1) Чем длиннее ключ, тем лучше. Например, при $p = 11$ нетрудно реализовать скремблер/дескремблер на дешёвых МС: К555ТМ9 - регистры и К573РФ2 – ПЗУ.
- 2) Для того, чтобы статистический анализ потока бит C_i не дал хакеру какой-либо полезной информации, следует выбирать последовательность бит ключа, обладающую тремя известными свойствами «хорошей» псевдохаотичности (см. раздел 3).
- 3) Хакеру известен только перехваченный поток бит C_i . Статистический анализ каких-либо групп этого потока не принесёт хакеру новой информации, так как каких-либо определённых групп бит в потоке C_i не существует, ибо поток бит C_i сформирован из неструктурированного потока бит δ -модулятора речи с последующем его скремблированием ключом.

Однако хакеру известно, что в паузах речи δ -модулятор выдаёт периодический сигнал чередования нулей и единиц. Тогда в выходном потоке бит C_i появятся периодически повторяющиеся группы бит некоторой длины L , определяемой конфигурацией ключа. Следовательно, можно вскрыть L бит ключа (с точностью до инверсии) с помощью операции обратной скремблированию. Хотя L вскрытых бит будут как-то рассеяны по всей длине шифра. Чем меньше L , тем хуже для хакера. Поэтому, выбрав ключ, следует проверить его на модели алгоритма, чтобы длина L была не более $2^{\frac{p}{q}}$. Чем больше q , тем хуже для хакера. Однако, даже при $q = 2$ половина бит ключа останется невскрытой. Вскрыть её можно только прямым перебором невскрытых бит ключа по критерию появления на слух из защищённого сигнала проблесков речи.

Например, при $p = 11$ длина ключа - $2^{11} = 2048$ (ячеек ПЗУ), и хакеры придётся на слух проводить перебор возможных ключей порядка больше чем 2^{100} (100 меньше 2048, так как «неинтересные» ключи исключили).

Итак, третий критерий выбора ключа заключается в том, чтобы длина периодического слова, появляющегося в потоке C_i когда на вход скремблера подаётся сигнал ...010101..., была бы, по крайней мере, в несколько раз меньше длины ключа.

8. Список литературы.

1. Соколов А.В., Степанюк О.М. «Защита от компьютерного терроризма». Справочное пособие. – СПб.: БХВ-Петербург; Арлит 2002 – 496с.
2. Михаэль А. Бэнкс «Информационная защита ПК: пер. с англ.». К.: ВЕК+, М.: Энтроп, СПб.: Корона – Принт 2002. – 201с.
3. Романец Ю.В., Тимофеев П.А., Шаньгин В.Ф. «Защита информации в компьютерных системах и сетях» (под ред. В.Ф. Шаньгина. – 2-е изд., перераб. И доп.) М.: Радио и связь, 2001 – 376с.
4. Левин М. «PGP: кодирование и шифрование информации с открытым ключом». М.: Майор, 2001. – 176с.
5. Баричев С.Г., Гончаров А.А., Серов Р.Е. «Основы современной криптографии». М.: Горячая линия – Телеком, 2001 – 120с.
6. Чмора А.Л. «Современная прикладная криптография». Учебное пособие. – М.: Гелиос, 2001 – 256с.
7. Алфёров А.П., Зубов А.Ю., Кузьмин А.С., Черёмушкин А.В. «Основы криптографии: учебное пособие». М.: Гелиос, 2001 – 980с.
8. «Введение в криптографию» под ред. В.В. Яценко. – СПб.: Питер, 2001 – 288с.
9. Брукшир, Глен «Введение в компьютерные науки» (общий обзор, 6-е издание, пер. с англ.) – М.: «Вильямс», 2001 – 608с.
10. Молдовян А.А., Молдовян Н.А., Советов Б.Я. «Криптография» (серия «Учебники для ВУЗов. Специальная литература») – СПб.: «Лань», 2000 – 224с.
11. Петров А.А. «Компьютерная безопасность. Криптографические методы защиты». М.: ДМК, 2000 – 448с.
12. Гундарь К.Ю., Гундарь А.Ю., Янишевский Д.А. «Защита информации в компьютерных системах». К.: «Корнейчук», 2000 – 152с.
13. П.Н. Девянин, О.О. Михальский, Д.И. Правиков, А.Ю. Щербаков «Теоретические основы компьютерной безопасности» (учебное пособие для ВУЗов) – М.: Радио и связь, 2000 – 192с.
14. Анин Б.Ю. «Защита компьютерной информации». СПб.: БХВ – Петербург, 2000 – 344с.
15. А.В. Домашев и др. «программирование алгоритмов защиты информации» (учебное пособие) – М.: «Нолидж», 2000 – 288с.