

Рисунок 3 – Дифференцированный во времени процесс образования микрорельефа при осаждении металлической пленки на подложку при узком (а) и широком (б) угловом распределении излучения частиц квазиисточником.

Чтобы получить микрорельеф определенной толщины, при увеличении α необходимо, очевидно, увеличивать R_{eff} . Действительно, при $\alpha=5$ и $R_{eff}/L=10^6$ доля осаждаемых частиц приближается к 1 (см. рисунок 4), но при этом уменьшается фрактальная размерность, что свидетельствует о большей неравномерности получаемого микрорельефа и под-

УДК 621.52

Тарасов С.А.

РАСШИРЕНИЕ КОРРЕКТИРУЮЩЕЙ СПОСОБНОСТИ ПРОТОКОЛА V.42

Постоянно растущие объемы информации, пересылаемой по телекоммуникационным каналам, связаны с привлечением к такому виду передачи данных всё большего числа пользователей. Это приводит к расширению числа фирм, пытающихся найти свою нишу на рынке оборудования компьютерной связи, используемой конечными абонентами. Наиболее распространенным устройством, используемым конечными пользователями, является модем.

Тарасов Сергей Александрович. К. т. н., доцент, зав. кафедрой технической кибернетики Полоцкого государственного университета.

Беларусь, ПГУ, 211440, г. Новополоцк Витебской области, ул. Блохина 29. Тел. 02144 – 74657, e-mail: s.tarasov@belcaf.com.

тверждается наличием, в отличие от профилей, представленных на рисунке 3, редких достаточно высоких пиков. Полученная структура хорошо согласуется с микрофотографией поверхности реальной металлической пленки, фрагмент которой также представлен рисунком 4.

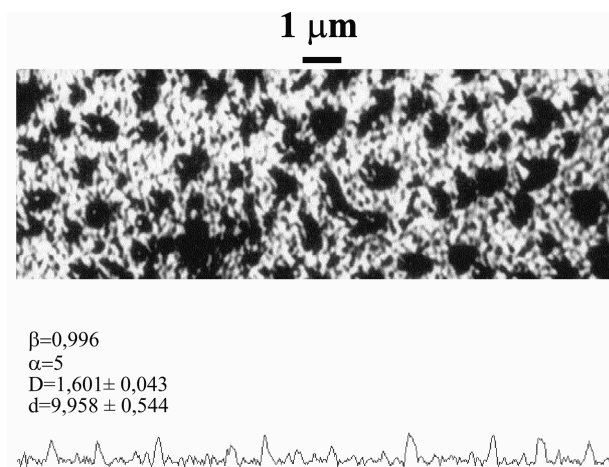


Рисунок 4 – Фрактальная поверхность металлической пленки $Ti:W(0,1 \text{ мкм})/Si$ и полученный в результате стохастического моделирования микрорельеф.

Таким образом, предложенная стохастическая модель образования слоев тонкопленочных элементов, основанная на предположении об их фрактальной структуре, позволяет получить результаты, адекватные экспериментальным данным. Это говорит о возможности дальнейшего исследования и теоретического развития данного класса моделей.

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

1. Моделирование полупроводниковых приборов и технологических процессов. Последние достижения: Пер. с англ./ Под ред. Д. Миллера. – М.: Радио и связь, 1989. – 280 с.
2. Броддай И., Мерей Дж. Физические основы микротехнологии: Пер. с англ. под ред. А.В. Шального. – М.: Мир, 1985. – 496 с.
3. Смирнов Б.М. Фрактальные кластеры/ УФН. – 1986. – Т. 149. – № 2. – С. 177-219.

Для упорядочивания способов установления, организации и проведения сеансов связи между модемами служат протоколы. Протоколы международного уровня разрабатываются под эгидой Международного консультативного комитета по телефонии и телеграфии и относятся к серии V.

Протокол V.42 регламентирует исправление ошибок посредством повторной передачи [1]. Это, естественно, приводит к снижению скорости передачи данных через канал связи.

При использовании канала связи с достаточно стабильными характеристиками снизить влияние ошибок на передачу можно двумя способами:

- уменьшением скорости передачи;
- уменьшением длины кадра.

В первом случае происходит сглаживание влияния ошибки на сигнал. Но этот метод сильно замедляет передачу данных. Второй же метод основан на том, что при уменьшении размера кадра вероятность появления ошибки в кадре снижается. В случае, когда ошибка всё же появляется, требуется повторная передача меньшего объёма данных, что улучшает пропускную способность канала.

В ряде случаев, особенно при применении второго метода и при использовании относительно устойчивых каналов связи, возможна такая ситуация, когда количество ошибок, приходящихся на кадр, не превышает единицы. В результате этого модему приходится повторно запрашивать достаточно большое количество кадров, в которых содержится всего одна ошибка. Если же доля таких повторно запрошенных кадров выше некоторого числа, то происходит уменьшение размера кадра или же уменьшается скорость передачи.

В то же время, контрольный код кадра V.42, кроме свойств по обнаружению ошибок обладает и определёнными корректирующими свойствами [2]. Данный контрольный код представляет собой избыточный циклический код, который является оптимизированным для задач обнаружения ошибок (особенно группирующихся), но не для их исправления. Основной причиной отказа от использования циклического кода, как от кода исправляющего ошибки, является неоднозначность его обратного преобразования при выявлении местоположения ошибки.

Пусть имеется k информационных символов и контролирующий их циклический код из g контрольных символов. Таким образом, получается результирующий (n, k) код, где n - есть общее число символов кода равное сумме k и g . Значение контрольных символов определяется как остаток от деления информационной последовательности $F(x)$, сдвинутой на g разрядов влево, на порождающий полином $g(x)$

$$O(x) = \text{Frac} \left(\frac{F(x)x^g}{g(x)} \right). \quad (1)$$

В случае, когда все информационные символы равны нулю, остаток от деления по формуле (1) даст $O(x)$, также равное нулю. Всевозможные комбинации $F(x)$, содержащие только один отличный от нуля символ, обозначим $F_1(x)$

$$F_1(x) = x^i, \quad i=0..k-1. \quad (2)$$

Следует заметить, что если k не превосходит некоторого фиксированного числа, то мы получим набор кодовых слов, не имеющих одинаковых контрольных последовательностей. Исходя из длины контрольной последовательности, можно найти это ограничение

$$k \leq 2^g - 1. \quad (3)$$

Если же k будет превосходить правую часть выражения (3), то такое преобразование будет неоднозначным, т.е. двум различным наборам информационных символов будет соответствовать один контрольный код.

В случае однозначности преобразований, т.е. когда k лежит в заданных пределах, можно, зная кодовую последовательность, найти соответствующую ей последовательность $F_1(x)$. Для этого достаточно произвести последовательность операций обратных делению $F_1(x)$ на $g(x)$ до получения

последовательности с одним ненулевым символом, или нулевой последовательности.

Теперь рассмотрим влияние ошибки на контрольный код в кадре V.42 [3]. Контрольный код на приёмной стороне определяется как:

$$O^*(x) = \left(\frac{L(x)x^{k^*} \oplus F^*(x)}{g(x)} x^g \right), \quad (4)$$

где $L(x)$ – слово, состоящее только из логических единиц,

$F^*(x)$ – кодовое слово при отсутствии ошибок,

k^* – степень полинома $F^*(x)$.

Ошибки, возникающие при передаче, можно представить в виде так называемого вектора ошибок. Вектор ошибок $E(x)$ равен по длине передаваемой последовательности, т.е. кодовому слову $F^*(x)$, и содержит отличные от нуля символы в позициях возникновения ошибок. Таким образом, последовательность, принятая с ошибками, может быть определена как

$$F_e^*(x) = F^*(x) \oplus E(x). \quad (5)$$

Теперь выражение (4) может быть переписано с учётом возникновения ошибок

$$O_e^*(x) = \left(\frac{L(x)x^{k^*} \oplus F_e^*(x)}{g(x)} x^g \right). \quad (6)$$

Используя выражения (4) и (6), найдём вектор отличий $O^*(x)$ от $O_e^*(x)$

$$\Delta O(x) = O^*(x) \oplus O_e^*(x), \quad (7)$$

$$\begin{aligned} \Delta O(x) &= \text{Frac} \left(\frac{L(x)x^{k^*} \oplus F^*(x)}{g(x)} x^g \right) \oplus \\ &\oplus \text{Frac} \left(\frac{L(x)x^{k^*} \oplus F_e^*(x)}{g(x)} x^g \right) = \\ &= \text{Frac} \left(\frac{L(x)x^{k^*} \oplus F^*(x)}{g(x)} x^g \oplus \right. \\ &\left. \oplus \frac{L(x)x^{k^*} \oplus F^*(x) \oplus E(x)}{g(x)} \right) \\ &= \text{Frac} \left(\frac{E(x)}{g(x)} x^g \right). \end{aligned}$$

$$\Delta O(x) = \text{Frac} \left(\frac{E(x)}{g(x)} x^g \right). \quad (8)$$

Если сравнить выражения (8) и (1), то можно заметить, что они подобны. Теперь, если вектор ошибок $E(x)$ отражает одну ошибку, т.е. содержит только один ненулевой символ, то он схож по своим свойствам с $F_1(x)$. Если же, в дополнение к выше сказанному, соблюдается условие выражения (2), то, по аналогии с $F_1(x)$, из циклического кода можно однозначно восстановить вектор $E(x)$ и исправить ошибку.

Алгоритм декодирования единичного вектора из циклического кода, определяемого выражением (1), представляет собой последовательность действий, выполнение которых приводит к восстановлению единичного вектора из остатка от его деления на образующий полином.

Воспользовавшись уравнением (1), можно представить оператор декодирования в следующем виде

$$F_1(x)x^g = Decode(O(x), g(x)). \quad (9)$$

В результате декодирования должно получиться число, равное сдвигу единичного вектора $F_1(x)$ на g разрядов влево. Таким образом, при декодировании результирующий вектор должен содержать:

- нули – во всех g младших разрядах;
- единственный отличный от нуля символ – в оставшихся разрядах.

Затем производится сдвиг полученного вектора на g разрядов вправо, и получается искомый единичный вектор.

Сама операция декодирования представляет собой набор следующих действий, обратных операции деления с восстановлением остатка, до достижения вышеприведенных условий:

1) порождающий полином сдвигается влево на такое число разрядов, чтобы младший ненулевой разряд такого сдвига соответствовал младшему ненулевому разряду восстанавливаемого числа, первоначально равного $O(x)$;

2) в восстанавливаемом числе инвертируются символы по маске, соответствующей сдвинутому порождающему полиному;

3) в случае необходимости, производится повтор действий по пунктам 1 и 2.

Следует заметить, что существует одно исключение из правила декодирования, которое отражено в правой части выражения (3) в виде уменьшения количества кодовых слов на единицу. Этим исключением является случай равенства $O(x)$ нулю, т.е. когда циклическому коду соответствует нулевой, а не единичный вектор.

С учётом вышеизложенного, можно составить полное описание алгоритма декодирования:

1) если циклический код $O(x)$ равен нулю, то принять вектор $F_1(x)$ равным нулю, и перейти к пункту 6;

2) первоначальное значение восстанавливаемого вектора $F_1(x)$ принять равным $O(x)$; сдвинуть вектор $g(x)$ на i разрядов влево до соответствия младшего ненулевого символа вектора $g(x) \cdot x^i$ младшему ненулевому символу восстанавливаемого вектора $F_1(x)$;

3) инвертировать вектор $F_1(x)$ по маске вектора $g(x) \cdot x^i$ (сложить их по модулю 2, с занесением результата операции в $F_1(x)$);

4) если вектор $F_1(x)$ содержит во всех младших g разрядах нули и имеет единственный ненулевой символ в старших разрядах, то перейти к пункту 5, иначе - повторить действия, начиная с пункта 2;

5) скорректировать вектор $F_1(x)$, удалив из него g младших нулевых символов путём сдвига вправо на g разрядов.

6) завершить алгоритм.

Блок-схема алгоритма декодирования изображена на рисунке 1.

В современном понимании понятие модема значительно шире, нежели просто совокупность двух устройств – модулятора и демодулятора. В настоящее время модемы являются интеллектуальными устройствами, позволяющими помимо своей главной задачи – передачи данных, осуществлять множество других функций, предоставляя дополнительные удобства пользователям [4].

Интеллектуальные возможности модемов реализуются благодаря наличию в них схемы управления, выполненной на основе того или иного микропроцессора. В схемах управления модемом часто применяются микропроцессоры общего назначения, такие как Z80, Intel 8086, 8088, 80186, 80286, 80386, Motorola 68020, 68030 и многие другие. Возможно применение и более специализированных микропроцессоров.

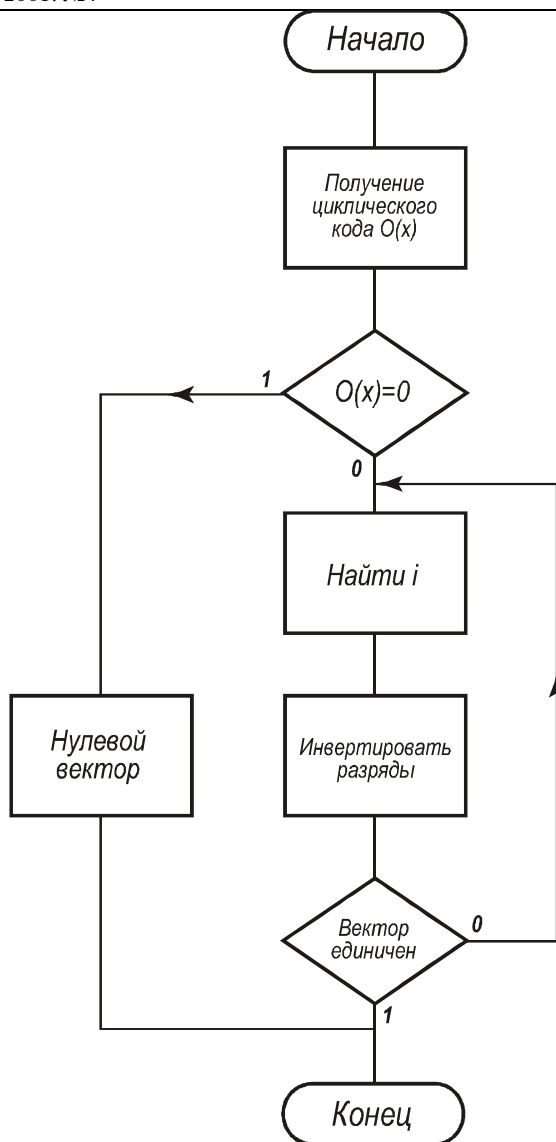


Рисунок 1 – Блок-схема алгоритма декодирования.

Все функции по обработке данных в таких модемах реализуются программно, что позволяет достаточно гибко менять и корректировать их в случае необходимости, а также добавлять новые. Эти функции программно реализуются в виде отдельных процедур, объединённых программой ядром. Ядро связывает все эти процедуры в единое целое, предоставляя пользователю широкий набор возможностей. Таким образом, более целесообразно разработать новую процедуру коррекции, чем разработать всю программу с нуля. За базу возьмём модем с микропроцессором семейства Intel 80386.

Предложенная процедура коррекции должна заменить существующую процедуру определения безошибочности передачи кадра по его контрольному полю. Если при проверке контрольного поля кадра не было обнаружено ошибок, то действия новой процедуры идентичны существующей – принятие решения о правильности передачи. В случае ошибки производится восстановление позиции ошибочного символа путём декодирования разности текущего содержимого контрольного поля кадра с требуемым значением. При выходе позиции ошибки за пределы кадра считается, что произошла ошибка более высокой степени, чем первая, и принимается решение об ошибочности передачи. Если же произошла только одна ошибка, то производится определение её местоположения в кадре.

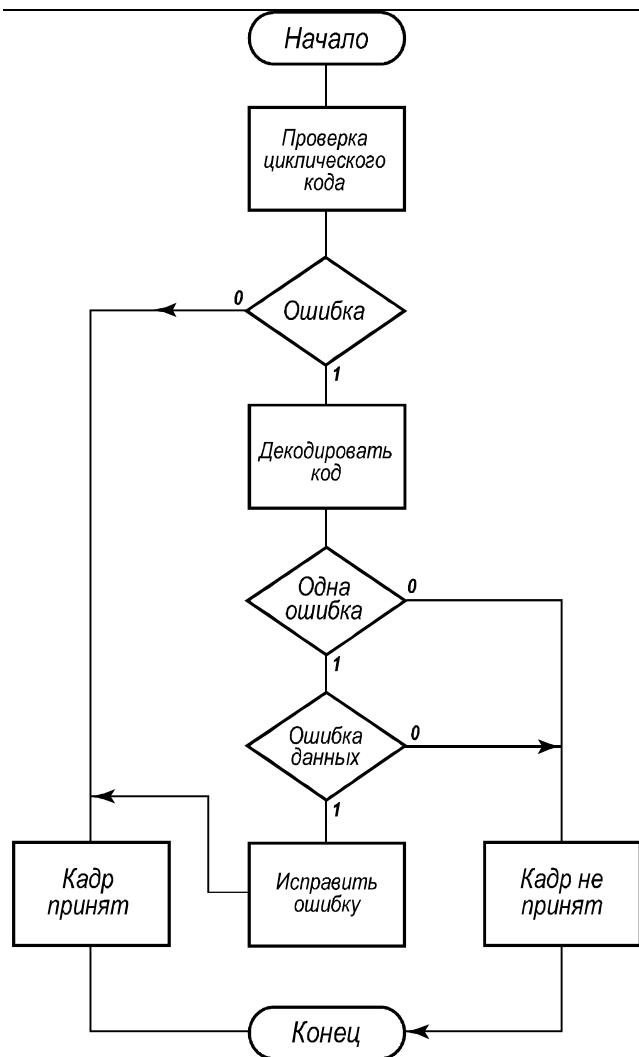


Рисунок 2 – Блок-схема корректирующего алгоритма.

Наиболее ответственной частью предлагаемой процедуры коррекции является определение позиции ошибки в кадре. Все поля кадра можно разделить на три группы:

- поле управления процессом передачи;
- поле данных пользователя;
- контрольное поле.

Попадание ошибки в поля управления резко увеличивает риск нарушения процесса передачи и поэтому, для повыше-

ния надёжности связи, более целесообразным будет повторный запрос кадра. Если же ошибка окажется в контрольном поле, то невозможно с полной уверенностью сказать, является ли она единственной, т.к. возможно такое искажение контрольной последовательности, что коррекция кадра на её основе приведёт к его разрушению уже на приёмной стороне. Таким образом, остаётся только поле данных, являющееся пассивным полем в процессе передачи, а также местом с наибольшей вероятностью появления ошибок. Если передается информационный кадр V.42 с 256-тью байтами данных и контрольным полем на 16 разрядов, то, при равномерном распределении ошибок, общая вероятность возникновения ошибки в поле данных будет в 51 раз превосходить вероятность возникновения ошибки в других полях кадра, вместе взятых.

Из вышеизложенного следует, что корректировать предложенным методом достаточно только ошибки поля данных. Это позволит сохранить надёжность передачи на должном уровне совместно с повышением пропускной способности канала передачи. Также рекомендуется сразу же переходить на контроль циклическим кодом CRC-32 – в целях повышения способностей по обнаружению ошибок и, как следствие, повышения достоверности передачи данных.

Определить наличие и положение поля данных в кадре достаточно просто. Если поле данных пользователя присутствует в кадре, то длина кадра превышает наименьшую длину блока данных при адаптивной сборке (64 байт). Справа поле данных ограничивает контрольное поле кадра, положение и размер которого заранее известны и устанавливаются в процессе согласования параметров передачи. В процессе согласования параметров передачи согласуют также и размер блока данных пользователя, что позволяет точно выявить его начало относительно контрольного поля.

Блок-схема корректирующего алгоритма отображена на рисунке 2.

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

1. Лагутенко О.И. Модемы. Справочник пользователя.– Спб.: «Лань», 1997. –368с.
2. Модемы: разработка и использование в России. Технологии электронных коммуникаций / Под ред. А. Пасковатого. – М.: «Эко-Трэндз Ко», 1996. – 76 с.
3. Блэк.Ю. Сети ЭВМ: Протоколы, стандарты, интерфейсы: Пер. с англ. – М.:Мир, 1990. – 506 с.
4. Мак-Вильямс Ф., Слоэн А. Теория кодов, исправляющих ошибки: Пер. с англ. – М.: Связь, 1979. – 743 с.

УДК 519.714.5

Поттосин Ю.В., Шестаков Е.А.

ДЕКОМПОЗИЦИЯ СИСТЕМЫ ПОЛНОСТЬЮ ОПРЕДЕЛЕННЫХ БУЛЕВЫХ ФУНКЦИЙ ПО СТОЛБЦАМ ЕЕ КОМПАКТНОЙ ТАБЛИЦЫ

Задача декомпозиции булевых функций является одной из важнейших задач в области логического проектирования, что делает ее объектом большого внимания со стороны многих исследователей в этой области. Как показывает не очень давний обзор [1], на данную тему написано значительное количество статей. Ряд известных методов предполагает использование карты декомпозиции, представляющей собой опреде-

ленным образом построенную карту Карно для одной функции или обобщенную карту Карно – для системы функций. В работах [2, 3] показано, что представление системы полностью определенных булевых функций в виде компактной таблицы является удобным для решения задач декомпозиции этой системы. По сравнению с картами Карно компактные таблицы во многих случаях имеют заметно меньшие размеры,

Поттосин Ю.В. Институт технической кибернетики НАН Беларуси.

Шестаков Е.А. Институт технической кибернетики НАН Беларуси. Беларусь, г. Минск.