

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ЭЛЕМЕНТОВ ТЕОРИИ ГРУПП ДЛЯ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧИ ОПТИМИЗАЦИИ КОНТРОЛЯ И ДИАГНОСТИКИ ЗАМЫКАНИЙ СОЕДИНИТЕЛЬНЫХ ЦЕПЕЙ

Автоматизированный контроль соединительных цепей печатных плат можно производить по различным схемам. Существенно уменьшить число проверок при контроле и число шагов при локализации (диагностике) точного места замыкания позволяют способы группового объединения контролируемых цепей (точек) [1,2,3,4].

В работе [4] предложен простой способ формирования групп. Массив разобренных монтажных точек формируется в виде матрицы $m \times n$, где m - число строк, n - число столбцов. Деление массива разобренных точек на группы по столбцам производится соединением между собой в одну группу n_1 - столбцов, в другую попадают оставшиеся монтажные точки, также объединенные между собой. Группы по строкам формируются соединением между собой точек m_1 - строк в одну группу, а другая образуется объединением всех оставшихся точек.

При проверке качества изоляции группы контролируются по столбцам, затем по строкам. После каждой проверки группа точек из n_1 - столбцов последовательно смещается на один столбец матрицы, остальные точки опять замыкаются в группу. Аналогичная процедура проводится по строкам.

В работе [4] показано, что минимальное число проверок получается при организации матрицы из N точек в квадратную матрицу. В этом случае число проверок не превышает $\sqrt{N} + 2$. Более простой и с меньшим числом проверок способ формирования групп исследован в работе [3].

Для контроля на замыкание между N гальванически не связанными точками (цепями) последние разбиваются на две равные части, одна из которых подключается к шине C , а другая - к шине E . Затем выполняется проверка наличия гальванической связи между шинами C и E . Результат проверки равен единице в случае наличия замыкания между точками, принадлежащими в первой проверке к шине C , и точками, принадлежащими шине E , и нулю - при отсутствии замыкания.

Во второй проверке множество точек N вновь делится на две равные части и между ними проверяется наличие замыкания. Практически такая реализация может выполняться на ЭВМ присвоением контрольным точкам номеров в двоичной системе счисления. При первой проверке к шине C подключаются точки с нулем в младшем разряде двоичного представления порядкового номера точки, а к шине E - с единицей. При второй проверке в первую часть (C) объединяются точки с нулем в следующем разряде, а в другую - с единицей и т.д. На рис. 1 приведен алгоритм разбиения точек по двум равным частям C и E . Предварительно точки нумеруются, а затем порядковые номера их переводятся в двоичные коды (адреса) A :

$$A = a_1 a_2 \dots a_i \dots a_k, \quad a_i \in \{0, 1\}, \quad i = \overline{1, k},$$

где $k = \lceil \log_2 N \rceil$. Здесь $\lceil X \rceil$ означает ближайшее целое число большее X .

Исследуем данный алгоритм и приведем необходимые доказательства. Согласно алгоритму число проверок равно разрядности k двоичного представления адреса точки a . Определим место точки a в i -проверке $a(i)$ следующим образом:

$$a(i) \in C, \quad \text{если } a_i = 0, \\ a(i) \in E, \quad \text{если } a_i = 1, \quad i = \overline{1, k} \quad (1)$$

То есть точка a в i -той проверке принадлежит шине $C(E)$, если разряд a_i двоичного представления порядкового номера точки равен 0 (1).

Запишем обобщенную форму выражения (1).

$$a(i) \in (C\bar{a}_i \cup Ea_i). \quad (2)$$

Покажем, что число проверок $k = \lceil \log_2 N \rceil$, каждая из которых формируется согласно приведенному алгоритму, необходимо и достаточно для определения замыкания между любыми двумя точками из N .

Докажем необходимость выполнения k проверок. Положим, что достаточно выполнить только $k-1$ проверку.

Замыкание между любыми двумя точками обнаруживается, если хотя бы в одной проверке они относятся к различным шинам (C, E). Для того чтобы относиться к различным шинам, каждая точка должна иметь собственное двоичное представление, отличное от других, так как согласно алгоритму (операторы 6, 7 и 8) принадлежность точки к шине C или E формируется по двоичному коду порядкового номера точки.

Одному разряду двоичного кода соответствует одна проверка (операторы 6, 10), следовательно $(k-1)$ - проверке соответствует $(k-1)$ - разрядный двоичный код. Но число $(k-1)$ - разрядных двоичных кодов $N_1 = 2^{k-1}$ меньше числа кон-

тролируемых точек $N = 2^k$, и, следовательно, каждой точке нельзя поставить в соответствие свой индивидуальный код. Значит, некоторые точки получат один двоичный код и согласно алгоритму во всех проверках будут принадлежать одной шине, а, следовательно, замыкание между ними не обнаруживается. Таким образом $(k-1)$ - проверки недостаточно для определения замыкания в совокупности из N гальванически не связанных точек.

Докажем достаточность. Доказательство проведем от противного. Пусть имеется две точки a и b , между которыми не определяется замыкание за k проверок. Такое возможно в случае, если в каждой i -той проверке ($i = \overline{1, k}$) точки a и b принадлежат одной шине. Следовательно, принимая во внимание (2), можно записать:

$$C\bar{a}_i \cup Ea_i = C\bar{b}_i \cup Eb_i. \quad (3)$$

Шуть Василий Николаевич. Каф. ЭВМиС Брестского государственного технического университета.

Михалюк В.В.

Беларусь, БГТУ, 224017, г. Брест, ул. Московская 267.

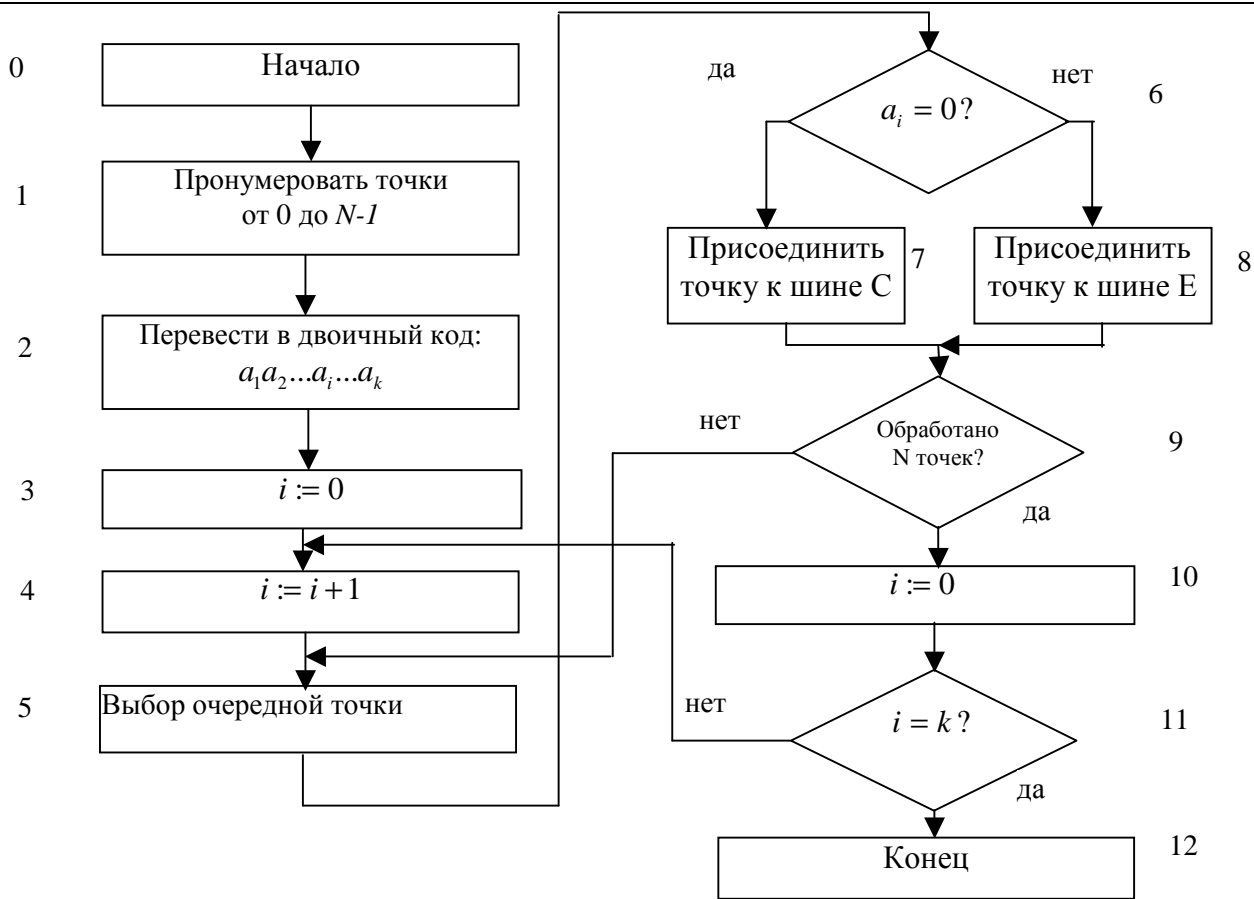


Рисунок 1. Алгоритм контроля разбиения точек на две группы *C* и *E*

	A_0 000	A_1 001	A_2 010	A_3 011	A_4 100	A_5 101	A_6 110	A_7 111
A_0 000	000	001	010	011	100	101	110	111
A_1 001	001	000	011	010	101	100	111	110
A_2 010	010	011	000	001	110	111	100	101
A_3 011	011	010	001	000	111	110	101	100
A_4 100	100	101	110	111	000	001	010	011
A_5 101	101	100	111	110	001	000	011	010
A_6 110	110	111	100	101	010	011	000	001
A_7 111	111	110	101	100	011	010	001	000

Рисунок 2. Групповая таблица умножения для $N=8$

	C	E
C	0	1
E	1	0

Рисунок 3а.

	0	1
0	0	1
1	1	0

Рисунок 3в.

Умножим обе части логического уравнения (3) на входную переменную E , получим:

$$EC\bar{a}_i \cup EEa_i = EC\bar{b}_i \cup EEb_i. \quad (4)$$

Принимая во внимание $E = \bar{C}$, из (4) получим $a_i = b_i$ при всех $i = \bar{1}, k$, то есть точки a и b имеют равное двоичное представление, а, следовательно, один порядковый номер, то есть $a = b$. Наше предположение, что имеются две различные точки, между которыми замыкание не определяется, неверно.

На этом задача обоснования числа минимальных тестов на замыкание между N цепями (точками) в рамках широко используемого в промышленных установках [3, 4] тестового эксперимента (объединения точек контроля электропроводности между двумя шинами) исчерпана.

При отработанной технологии изготовления печатных плат, небольшой процент брака, совместные дефекты, как случайные события маловероятны. Поэтому в дальнейшем будут рассмотрены одиночные замыкания между цепями (точками). Для рассмотрения диагностики замыканий, под которой понимается определение адресов замыкающих точек по результатам контроля, необходимы некоторые свойства из теории групп.

Зададим на полном множестве двоичных k -разрядных ($N = 2^k$) адресов $A = \{A_0, A_1, \dots, A_{N-1}\}$ контролируемых точек бинарную операцию поразрядного сложения по модулю 2 (\oplus). Бинарная операция на множестве - это соответствие, при котором каждой упорядоченной паре элементов данного множества отвечает однозначно определенный элемент этого же множества [5]. Так для двух двоичных чисел (адресов) $A_i, A_j \in A$ найдется третье число A_γ из этого множества A , такое, что

$$A_i \oplus A_j = A_\gamma, A_\gamma \in A, i, j \in \overline{0, N-1}. \quad (5)$$

Действительно, разрядность результата A_γ суммирования k -разрядных чисел может быть только k -разрядное число, а так как множество A является полным представителем всех k -разрядных чисел, то, следовательно $A_\gamma \in A$.

Доказательством однозначности суммы $A_i \oplus A_j = A_\gamma$ является однозначность результата суммирования каждой пары соответствующих разрядов чисел A_i и A_j .

Наиболее удобной формой представления бинарной операции на множестве A является таблица $N \times N$. На рис. 2 приведена таблица для $N=8$. В левом столбце и верхней строке таблицы расположены элементы множества A , а в клетках таблицы результаты бинарной операции. Так в клетке i -строки и j -столбца расположен результат $A_i \oplus A_j$ поразрядного суммирования по модулю 2.

Рассматриваемое множество A с заданной бинарной операцией \oplus является группой A , так как выполняются три групповые аксиомы [5]:

Аксиома 1 (ассоциативность). Для произвольных элементов A_i, A_j, A_γ из A :

$$A_i \oplus (A_j \oplus A_\gamma) = (A_i \oplus A_j) \oplus A_\gamma. \quad (6)$$

Аксиома 2 (о единичном элементе). В группе A существует единственный элемент J , такой, что

$$A_i \oplus J = J \oplus A_i = A_i. \quad (7)$$

Для рассматриваемой группы A единичным элементом J является $00\dots 0$.

Аксиома 3 (об обратных элементах). Для любого элемента A_i из A существует единственный элемент A_i^{-1} , такой, что

$$A_i \oplus A_i^{-1} = J. \quad (8)$$

Для рассматриваемой группы A обратным элементом является сам этот элемент. Действительно,

$$A_i \oplus A_i = 00\dots 0 = J. \quad (9)$$

Если в группе A кроме указанных выше трех аксиом выполняется еще и следующее условие

$$A_i \oplus A_j = A_j \oplus A_i, \quad (10)$$

то группа называется коммутативной [5]. Группа A является коммутативной группой.

Таблица на рис. 2 называется таблицей умножения группы. Рассмотрим несколько ее свойств, необходимых в дальнейшем.

Свойство 1. Если квадратная таблица имеет N строк и N столбцов, то среди N^2 символов, составляющих таблицу, находится в точности N различных. Это свойство таблицы отражает тот факт, что группа есть множество из N элементов с бинарной операцией [5].

Свойство 2. Каждая строка и каждый столбец содержит каждый символ в точности один раз [5].

Продолжим рассмотрение вопроса локализации точного места неисправности по результатам выполнения k проверок. Введем следующее определение.

Определение 1. Кодом неисправности называется k -разрядный двоичный набор, в котором единица в i -разряде ($i = \bar{1}, k$) информирует о замыкании, обнаруживаемом i -той проверкой.

Следующей теоремой устанавливается связь между кодом неисправности и группой A .

Теорема 1. Код неисправности равен сумме по модулю 2 двоичных адресов замыкающих точек.

То есть, теоремой 1 утверждается, что код неисправности является элементом группы A , так как он - результат выполнения на множестве A бинарной операции.

Доказательство. Пусть две точки a и b замыкают. После проведения k проверок будет получен код неисправности. Единица в i -разряде кода информирует о замыкании, обнаруживаемом в i -проверке (согласно определению 1). Следовательно, в i -проверке точки a и b расположены в противоположных шинах C и E .

Ноль в i -разряде кода неисправности свидетельствует о необнаружении замыкания в i -проверке. Необнаружение замыкания возможно, если в i -проверке обе точки a и b принадлежат одной и той же шине C или E . Все это можно отразить таблицей на рис. 3а. Выполнив обратное преобразование алгоритма (оператор 7, 8), а именно, заменив C на O и E на I , получим таблицу на рис. 3б, которая является таблицей истинности операции сложения по модулю 2.

Итак, доказано, что i -разряд кода неисправности образуется операцией сложения по модулю 2 соответствующих разрядов (i) двоичных адресов замыкающих точек a и b . Распространив аналогичные рассуждения на оставшиеся $k-1$ разряд кода неисправности, получим утверждение теоремы 1.

Итак, таблицей умножения группы устанавливается зависимость между двоичными адресами контролируемых точек и кодами неисправностей. Поставим следующий вопрос. Возможно ли по коду неисправности однозначно определить адреса двух замыкающих точек?

Из свойства 1 известно, что число различных кодов неисправностей равно N , а всего кодов в таблице N^2 , следовательно, таблица умножения группы содержит $N^2/N=N$ одинаковых кодов, и, следовательно, по коду неисправности нельзя указать единственную пару замыкающих точек. Сформулируем обнаруженную зависимость в виде свойства 3.

Свойство 3. В таблице умножения группы содержится N групп по N одинаковых кодов неисправностей в каждой.

Следующая теорема регламентирует число пар точек, имеющих один код неисправности.

Теорема 2. Число пар, замыкание в которых соответствует одному коду неисправности, равно N , при этом в этой совокупности пар присутствуют все N контролируемых точек.

Доказательство. Число одинаковых кодов неисправности, к примеру A_γ , равно N (свойство 3). Каждая строка может образовать пару с одним из столбцов по общей клетке A_γ , в противном случае (то есть не с одним столбцом) в этой строке должно быть элементов A_j больше, чем один, что противоречит свойству 2. Следовательно, все строки и столбцы участвуют по разу в образовании пар, число которых равно числу элементов A_γ , то есть N . Теорема доказана.

Таким образом, по коду неисправности будут определены N пар, в одной из которых замыкание. Число их возможно уменьшить до $N/2$, если учесть, что группа A коммутативна. Поэтому достаточно указать одну пару адресов (A_i, A_j) , исключив эквивалентную пару (A_j, A_i) .

Обозначим множество пар двоичных адресов, соответствующих одному коду неисправности, через $P(A_\gamma)$, $\gamma = \overline{0, N-1}$. Мощность множества $|P(A_\gamma)|$, $\gamma = \overline{0, N-1}$, как было показано выше, равна $N/2$. Практически не в каждой паре из $P(A_\gamma)$ возможно замыкание. Обязательным условием возможного замыкания является расположение печатного проводника в зоне окрестности ошибок другого проводника.

Определение 2. Область вокруг проводника, ограниченная замкнутой линией, отстоящей на постоянное во всех точка расстояние d , называется окрестностью ошибок данного проводника (цепи).

Величина d определяется из статических наблюдений на большой партии плат и зависит от уровня технологии изготовления печатных плат на предприятии. Причинами, приводящими к замыканиям, может быть неполное вытравливание меди, некачественная промывка, инородные металлические включения в диэлектрическую основу платы и т.п.

Определение 3. Две цепи называются сопряженными, если найдется хотя бы один элемент (контактная площадка, переходное отверстие, проводник) одной цепи, входящие в окрестность ошибок второй цепи [6].

Пару точек, которая отображает сопряженные цепи, будем называть сопряженной парой. В памяти, управляющей процессом контроля и диагностики ЭВМ, хранится не все множе-

ство пар $P(A_\gamma)$, а только множество сопряженных пар $P_c(A_\gamma)$, которое рассчитывается на этапе автоматизированного проектирования печатных плат для каждого кода неисправности A_γ , $\gamma = \overline{0, N-1}$.

Оценим среднее число сопряженных пар $P_c(A_\gamma)$. Пусть одна цепь в среднем сопрягается с l цепями. Следовательно, полное число сопряженных пар P_c на плате не более $l \cdot N / 2$. На один код неисправности A_γ , $\gamma = \overline{0, N-1}$ приходится не более $l \cdot N / (N \cdot 2) = l / 2$ сопряженных пар.

Дальнейшая локализация из $l/2$ пар замыкающей пары выполняется следующим образом. Контролируемые точки приводятся в состояние одной из проверок, когда неисправность проявляется. Затем возможны два варианта действий:

- от шина C отключается по одной точке и подключается к E до тех пор, пока замыкание между C и E не исчезнет. Последняя отключаемая точка и будет искомой; среднее число тактов до обнаружения при этом варианте равно $l/4$;
- второй вариант аналогичен по действиям этапу контроля, когда точки делятся на две равные части, число тактов до локализации равно $\log_2 l/2$;

Предложенный метод локализации неисправности, построенный на закономерностях теории групп, позволяет за минимальное число тактов найти точные адреса замыкающих точек.

Минимизация достигается за счет использования информации, полученной на этапе контроля (код неисправности A_γ), и сужения области поиска путем:

- 1) определения и выделения из полного множества $N(N-1)/2$ всех возможных на замыкание пар только подмножества $P(A_\gamma)$, мощность которого равна $N/2$;
- 2) ограничения множества $P(A_\gamma)$ подмножеством сопряженных пар $P_c(A_\gamma)$.

При относительно большом числе сопряженных цепей $l \leq 16$ число тактов локализации неисправности не более трех. Полное число проверок совместно с локализацией неисправностей будет

$$P_1 \leq K + 3. \quad (11)$$

В работе [2] приведена формула числа проверок для контроля совместно с поиском неисправностей в случае наличия одной дефектной связи между двумя контрольными точками:

$$P_2 = 6K - 3r - 5, \quad (12)$$

где r - число проверок без признака замыкания.

При сомом благоприятном случае, то есть при $r=K-1$:

$$P_2 = 3K - 2. \quad (13)$$

Из сравнения P_1 и P_2 следует, что в предложенном способе контроль и локализация неисправностей требует более чем в 2 раза меньшего числа проверок.

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

1. Шуть В.Н. Устройство обнаружения замыканий. В сб. "Обмен опытом в радио промышленности", М., "НИИ-ЭИР", №11, 1979.

2. Шуть В.Н. Тестовый контроль электрического монтажа. "Вопросы радиоэлектроники", серия ЭВТ, №14, 1981.
3. Райzman А.В., Гинзбург М.М., Батыршин И.З., Хасанов Ф.Э., Биглов Ю.Р. Контроль печатного и проводного монтажа групповым методом. "Вопросы радиоэлектроники", серия ЭВТ, №12, 1982.
4. Райzman А.В., Гинзбург М.М., Лобанов Ю.А., Даньшин В.Н. Контроль электрической прочности изоляции печатных плат. "Вопросы радиоэлектроники", серия ЭВТ, №10, 1977.
5. И. Гроссман, В. Магнус Группы и их графы. М: Мир, 1971.
6. Шуть В.Н. Диагностика электрического монтажа. "Вопросы радиоэлектроники", серия ЭВТ, №12, 1982.

УДК 628.16

Строкач П.П., Гулевич А.А., Яловая Н.П.

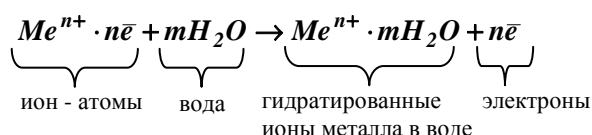
ИССЛЕДОВАНИЕ СТАБИЛЬНОСТИ ВОДЫ В СИСТЕМАХ ВОДОСНАБЖЕНИЯ Г. БРЕСТА

Очищенная на станциях водоподготовки вода считается стабильной, если при транспортировании по водопроводной сети она не приобретает окраску, не выделяет и не растворяет осадок карбоната кальция CaCO_3 .

Вода, не отвечающая этим требованиям (нестабильная вода), вызывает коррозию труб, запорно-регулирующей арматуры, оборудования и загрязняется продуктами их коррозии, чаще соединениями железа [1,2].

К нарушению стабильности воды приводит наличие растворенных в ней угольной кислоты, кислорода, сероводорода, гидросульфидов, низкое значение pH , перенасыщенность её карбонатом кальция [3].

В результате неоднородности материалов (различный химический состав и плотность на отдельных участках металла, его деформация, химические отложения и т.д.), с которыми контактирует вода, на внутренней поверхности труб и оборудования образуется большое количество коррозионных элементов и гидратированных ионов железа. При турбулентном режиме движения эти ионы поступают в воду, в результате чего их общее содержание увеличивается. Процесс идет по реакции:



С целью выяснения влияния ряда физико-химических факторов на стабилизационные процессы, на протяжении девяти месяцев 1999 г. нами непрерывно велись лабораторно-производственные исследования качества хозяйственно-питьевой воды, транспортируемой по водопроводной сети от водозабора «Граевский» до центра г. Бреста. В качестве точек для отбора проб были выбраны действующие водоразборные

колонки, установленные на улицах города и находящиеся примерно на одинаковых расстояниях друг от друга.

Отбираемые пробы воды закупоривались в полиэтиленовые бутылки, доставлялись в лабораторию физико-химического анализа воды кафедры инженерной экологии и химии Брестского государственного технического университета и анализировались.

На исследуемом участке водопроводной сети изучалось изменение в воде величины pH , общего содержания железа, угольной кислоты (свободной CO_2 , полусвязанной HCO_3^- и связанной CO_3^{2-}), солей жесткости, щелочности и перманганатной окисляемости.

Качество воды исследовалось химическими и фотоэлектроколориметрическими методами анализа.

Для получения достоверных данных отбиралось и анализировалось не менее трех проб при изучении каждого показателя в отдельных точках отбора проб.

Результаты исследований подвергнуты компьютерной обработке и представлены в таблицах 1-7.

Исследования pH воды представлены в таблице 1.

Они показали, что изменения pH находятся в пределах 7.0-7.6. Отклонения от этих значений замечены в декабре месяце - pH 6.85 и в некоторых точках отбора проб в весенне-летне-осенний периоды - pH поднималась до значений 7.7-7.9.

Прослеживается тенденция повышения величины pH воды при ее движении по водопроводной сети от водозабора к конечной точке отбора проб, находившейся на центральном рынке. Эти изменения особенно заметны после фильтров и связаны, на наш взгляд, с процессами окисления железа (II) кислородом воздуха при аэрации воды перед фильтрованием, удалением из нее углекислоты и изменением щелочности воды (таблицы 2,4).

Строкач Петр Павлович. Член-корреспондент международной академии наук экологии и безопасности жизнедеятельности, профессор, к.т.н., зав. каф. инженерной экологии и химии Брестского государственного технического университета.

Гулевич Алла Леонидовна. Доцент каф. инженерной экологии и химии Брестского государственного технического университета.

Яловая Наталья Петровна. Старший преподаватель каф. инженерной экологии и химии Брестского государственного технического университета.

Беларусь, БГТУ, 224017, г. Брест, ул. Московская 267.