

ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА И ПРИКЛАДНАЯ МАТЕМАТИКА

УДК 681.325.5

В.Н. Локтюхин, А.В. Антоненко, С.В. Челебаев

МЕТОДИКА ПОСТРОЕНИЯ ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ МОДЕЛЕЙ НЕЙРОНОВ-ПРЕОБРАЗОВАТЕЛЕЙ

Рассматриваются основные подходы и приемы, объединенные в методику построения функциональных моделей нейронов-преобразователей как важных элементов при описании ИНС-преобразователей. Приводятся примеры разработки функциональных моделей нейронов-преобразователей «код – частота» и «частота – код». Произведено моделирование логической схемы нейрона-преобразователя «код – частота», описанной на языке описания аппаратуры.

Ключевые слова: искусственная нейронная сеть, преобразователь формы информации, нейрон-преобразователь, функциональная модель, нейросетевой базис операций.

Введение. При синтезе ИНС-преобразователя импульсно-аналоговых сигналов его структурная модель строится как обучаемая искусственная нейронная сеть (ИНС), операционными элементами которой являются нейроны-преобразователи (НП) и аналого-цифровые синаптические связи между ними. Для данных элементов характерно представление аналоговых переменных в виде частоты f , временного интервала τ , периода T и др., а дискретных – в виде позиционного N и числоимпульсного n кодов. Сети с использованием отмеченных выше нейроэлементов относятся к классу аналого-цифровых сетей [1]. Под нейроном-преобразователем понимается математический нейрон с гибридной формой представления информации и возможностью ее преобразования данным устройством с совместным выполнением несложной математической операции.

Структурный синтез НП для построения его логической (структурной) схемы опирается на следующую укрупненную последовательность действий (этапов).

1. Задание машинных (физических) переменных и декомпозиция структурной модели ИНС-преобразователя в виде отдельных нейронов-преобразователей и синаптических связей между ними.

2. Получение функциональных моделей НП в виде набора (совокупности) нейросетевых операций как основы выявления функции преобразования НП.

3. Построение логической схемы НП как операционного устройства путем соединения отдельных узлов вычислительной техники (ВТ), реализующих соответствующие совокупности нейроопераций функциональной модели НП.

Следует отметить, что синтез синаптических связей также производится в соответствии с пп. 1-3, поскольку эти связи представляются в виде НП, выполняющих операции умножения.

Логическая схема ИНС-преобразователя в целом строится путем соединения сформированных логических схем НП и синаптических связей в соответствии с топологией нейросети, фактически определяющей состав и связи между этими схемами.

Известна методика структурного синтеза ИНС-преобразователей частотно-временных параметров сигналов в цифровой код [2, 3]. Она позволяет на основе применения аппарата синтеза цифровых автоматов получать логические схемы только несложных однорядных НП, к которым относятся нейроны с пороговой функцией активации, применяемые, как правило, для построения линейных преобразователей. Анализ зарубежных методик раз-

работки ИНС-преобразователей показывает, что в них наибольшее внимание уделяется вопросам построения только линейных АЦП «напряжение – код» с применением сети Хопфилда и ее модификаций [4-6], использующих также пороговые функции активации нейронов.

Вместе с тем при создании вычислительных и функциональных преобразователей информации (ФПИ) на основе нейросетевых технологий целесообразно также использовать паде-нейроны, квадратичные нейроны, нейроны с линейной, степенной, сигмоидной функциями активации и др. [7], что позволяет за счет их применения расширить операционные возможности разрабатываемых устройств, сократить время обучения ФПИ на реализацию нелинейной функции преобразования [1].

Однако при этом проблема структурного синтеза k -разрядных ($k > 1$) НП с более сложными функциями активации до настоящего времени еще не решена. Одной из первоочередных задач синтеза является получение функциональных моделей нейронов (этап 2) как основы формирования их логической (структурной) схемы (этап 3). В связи с этим *целью работы* является разработка методики построения функциональных моделей нейронов-преобразователей как важных компонентов аналого-цифровой (АЦ) нейросети, выступающей в качестве ФПИ.

Достижение указанной цели предлагается осуществить на основе нейросетевой технологии получения описания функционирования НП, позволяющего на этапе 3 определить последовательность достаточно формализованных приемов получения логической схемы (в том числе и на языке описания аппаратуры), реализующей функции НП. При этом целесообразно НП интерпретировать в виде операционного устройства (ОУ), выполняющего совокупность операций нейросетевого базиса, каждой из которых соответствует специфический k -разрядный узел (например, для цифровой ВТ это регистр, счетчик, сумматор, схема сравнения и др.).

Представление НП в виде операционного устройства позволяет также применять некоторые известные приемы синтеза цифровых ОУ [8] для получения логической схемы нейрона. Поскольку для задачи синтеза преобразователей формы информации ОУ представляет собой аналого-цифровое (гибридное) устройство, то данное обстоятельство предопределяет существенную новизну в построении функциональной модели такого вида ОУ и соответственно актуальность создания методики ее получения.

При этом выбор нейросетевого набора операций для получения такой модели обосновывается тем, что он позволяет получить аналитические, графовые и матричные формы описания гибридного ОУ в виде нейросети как удобного исходного представления структурной модели проектируемого нейрона-преобразователя.

Основные положения построения функциональных моделей НП. Математические операции, выполняемые элементарными НП, входящими в состав ИНС-преобразователя, как правило, осуществляются с одновременным преобразованием формы представления переменных путем выполнения двухместных операторов (Оп) вида [2]: Оп “ $D \rightarrow S$ ”, Оп “ $S \rightarrow D$ ”, Оп “ $S \rightarrow S$ ”, Оп “ $D \rightarrow D$ ”, где $S \in \{\tau, F, T\}$, $D \in \{N, n\}$. При этом элементарные НП (далее НП) отличаются видом преобразования «код – аналог» ($D \rightarrow S$), «аналог – код» ($S \rightarrow D$), «аналог – аналог» ($S \rightarrow S$), например, «частота – временной интервал», «код – код» ($D \rightarrow D$), например, «число импульсов – позиционный код» и т.д.

Построение функциональных моделей нейронов-преобразователей осуществляется с использованием предложенной в данной работе методики их получения (как совокупности подходов, операций и приемов). Ее содержание базируется на следующих сформулированных ниже подходах: 1 – на определении понятия функциональной модели НП, 2 – на принятых способах задания сигналов на входах и выходах НП при получении искомой модели, 3 – на принятом наборе выполняемых НП нейросетевых функционально-логических операций, 4 – на возможности применения функциональной модели для структурного синтеза НП.

1. Функциональная модель нейрона-преобразователя представляет собой совокупность математических выражений в нейросетевом функционально-логическом базисе операций (сложение, вычитание, умножение, сравнение), отражающую функционирование нейрона-преобразователя с использованием сигналов, характерных для принятого вида АЦ- или ЦА-преобразования, и являющуюся основой выявления формульной зависимости, описывающей операцию преобразования, которую выполняет НП.

2. Для нейронов-преобразователей, осуществляющих операцию преобразования частоты, периода, временного интервала в код (и обратно), в качестве исходных сигналов, определяющих входные, выходные и промежуточные

переменные в формируемой функциональной модели, выступают:

– структурные единицы информации в виде последовательности единичных импульсов (или информационных квантов, битов), например $1(iT_0)$, где $i = 1, 2, 3, \dots$, а T_0 – период следования импульсов;

– позиционный N и числоимпульсный n коды.

При этом аналоговые переменные НП (как элемента аналого-цифровой сети) в виде значений частоты f , временного интервала τ , периода T следования импульсов прямоугольной формы интерпретируются как частотно-временные параметры потоков единичных битов (импульсов).

3. Принятый для построения моделей нейрон-преобразователей нейросетевой базис опирается на следующий набор операций (рисунок 1), реализуемых в НП чаще всего с одновременным преобразованием формы представления информации:

– умножение для реализации синаптической связи $w \cdot x$ (рисунок 1,а);

– сложение и вычитание для получения суммы взвешенных входов $G = \sum_{i=1}^M w_i \cdot x_i$ (рисунок 1,б);

– сравнение (пороговая функция активации $F(G)$) (рисунок 1,в).

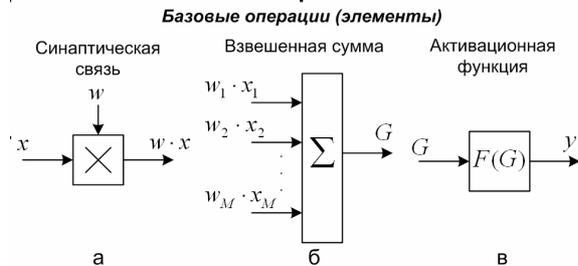


Рисунок 1 – Операции нейросетевого базиса, применяемые для построения НП

Использование данного набора в отличие от традиционных арифметико-логических операций, применяемых в цифровых вычислительных машинах фон Неймана, позволяет выполнять математические операции совместно с преобразованием формы информации в единой вычислительной среде без дополнительных аналого-цифровых (АЦП) и цифроаналоговых (ЦАП) преобразователей.

4. Функциональная модель НП как совокупность нейросетевых операций с переменными, представленными в виде отдельных битов и двоичных слов, является исходным описанием для проведения структурного синтеза нейрона-

преобразователя как операционного устройства на основе типовых элементов и узлов вычислительной техники (ВТ).

Представленные выше подходы применимы также для построения функциональных моделей НП, применяемых для других видов ИНС-преобразователей (например, времяимпульсных и аналого-цифровых [9, 10]), которые оперируют дополнительно с переменными, заданными в виде амплитуды сигнала (напряжение, ток и др.). В итоге наличие функциональной модели позволяет перейти к построению структуры НП с применением узлов ВТ, в том числе на основе оптической и оптоэлектронной технологии, молекулярной, квантовой технологии и некоторых других [1].

Методика построения функциональной модели НП. Формирование модели НП, базирующееся на принятых ранее базовых подходах к ее построению, осуществляется в соответствии с предлагаемым ниже порядком выполнения операций (приемов), составляющих основное содержание методики.

1. Устанавливается конкретный вид АЦ- или ЦА-преобразования, например «код – частота», и определяются соответствующие для него формы представления переменных: аналоговая переменная – частота F , дискретная – код N . Устанавливается также эталон преобразования в виде аналоговой величины, например период T_0 .

2. Для принятого на рисунке 1 набора операций задается вид математического нейрона с указанием применяемой функции активации. При этом целесообразно применение пороговых и линейных функций, обеспечивающих получение более простых в реализации схем НП. При построении моделей элементарных НП целесообразно принять весовые коэффициенты суммирующего блока нейрона равными единице (с указанием знаков весов).

3. Задаются способы представления сигналов на входах и выходе НП, а также параметров активационной функции.

В соответствии с функцией преобразования НП, например «код – период», сигнал на выходе НП представляется в виде потока единичных импульсов (битов) $y(jT_y) = 1(jT_y)$, следующих с периодом T_y , где $T_y = 1/f_y$.

4. Задается представление активационной функции $F(G)$ НП, например, в виде импульсной пороговой функции F_{HII} [2].

5. Формируется совокупность математических выражений, описывающих функционирование НП в виде операций, характеризующих

совместную работу блоков активации и суммирования нейрона при выполнении заданной операции преобразования с учетом представления переменных (см. пункт 3). Для НП циклического типа следует также учитывать необходимость выполнения операций начальной установки нейрона и съема результата с его выхода.

6. Получение в соответствии с характеристиками частотно-временных параметров преобразуемых потоков единичных импульсов (битов) математического описания (в виде формулы) функции преобразования НП. Например, для НП «код – период» функция имеет вид: $T_y = x^* / f_0$.

Примеры построения функциональных моделей НП. 1. *Нейрон-преобразователь “N→T” и “N→F”* (рисунок 2) с выходом $y(jT_y)$ в виде периода T_y или частоты f_y следования импульсов.

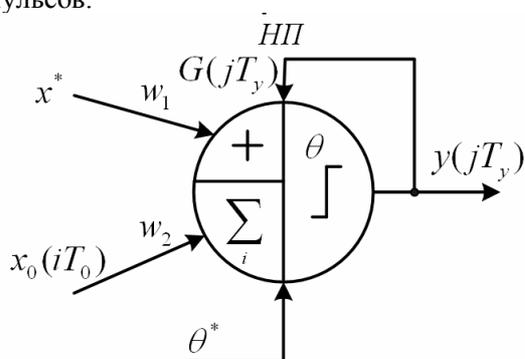


Рисунок 2 – Нейрон-преобразователь “N→T” и “N→F” с выходом в виде периода T_y

или частоты f_y следования импульсов $y(jT_y)$

Входами НП являются следующие переменные:

- x^* – цифровой эквивалент в виде k -разрядного позиционного кода;
- $x_0(iT_0) = 1(iT_0)$ – поток единичных импульсов, следующих с периодом T_0 , который задает эталон преобразования «код - аналог», $i = 1, 2, \dots$;
- θ^* – порог функции активации $F_{НП}$ нейрона, представленный в виде k -разрядного позиционного кода.

Особенностью нейрона-преобразователя (см. рисунок 2) является представление его активационной функции $F(G)$ в виде импульсной пороговой функции:

$$F_{НП} = \begin{cases} 1(jT_y), & \text{если } G(iT_0) = \theta^*; \\ 0 & \text{иначе,} \end{cases} \quad (1)$$

где $j = 1, 2, \dots$. Ее применение в составе НП позволяет на его выходе формировать в моменты jT_y единичные импульсы

$$y(jT_y) = 1(jT_y), \quad (2)$$

следующие с периодом T_y .

Функционирование НП (см. рисунок 2) в общем виде описывается совокупностью выражений, характеризующих работу блока активации и суммирования соответственно:

$$y(jT_y) = F_{НП}(G(iT_0) - \theta^*),$$

$$G(iT_0) = w_1 \cdot x^* + w_2 \cdot \sum_{i=1}^s x_0(iT_0), \quad (3)$$

где $F_{НП}$ – функция активации (1), $s = T_y / T_0$ – число единичных импульсов (2) за интервал (период) T_y .

Полученная совокупность выражений (1) – (3) является исходным описанием для проведения структурного синтеза нейрона-преобразователя как операционного устройства для выбранного набора типовых узлов ВТ.

Варианты установки $G(0)$, определенным образом влияющие на формируемую сумму (3), зависят от принятого знака весового коэффициента $w_2 = \pm 1$, а также от того, какая переменная – x^* или θ^* (если, например, x^* используется в качестве порога) – принимается за начальное значение суммы. Значение веса w_1 принимается единичным со знаком +, т.е. $w_1 = 1$.

Следует отметить, что нейрон-преобразователь, в котором необходимо в определенные моменты цикла его работы производить начальную установку состояния узлов НП или съем полученного результата, относится к устройствам *циклического принципа действия*. В НП *непрерывного принципа действия* такого рода установки отсутствуют, а съем результата производится в любой момент времени.

Например, для варианта загрузки ($G(0)|_{t=jT_y} = x^*, w_2 = +1, w_1 = +1$) сумма (3) примет вид

$$G(iT_0) = x^* + \sum_{i=1}^s x_0(iT_0). \quad (4)$$

Начальное значение $G(0)$ суммы устанавливается в сумматоре Σ нейрона-преобразователя в моменты времени $t = jT_y$ ($j = 1, 2, 3, \dots$), определяющие, по сути, начало (или цикл) преобразования “N → T”.

С момента $t = jT_y$ сумматор осуществляет суммирование единичных (битов) импульсов

$x_0(iT_0) = 1(iT_0)$, поступающих на вход x_0 , с получением за интервал T_y их суммы, равной s :

$$\sum_{i=1}^s x_0(iT_0) = \sum_{i=1}^s 1(iT_0) = s. \quad (5)$$

В формуле (5) параметр s – количество импульсов $x_0(iT_0)$, следующих с периодом T_0 , за интервал (период) T_y определяется как $s = T_y / T_0$.

С учетом этого сумма (5) равна

$$\sum_{i=1}^s x_0(iT_0) = T_y / T_0.$$

Тогда выражение (4) примет вид

$$G(iT_0) = x_0^* + T_y / T_0. \quad (6)$$

В итоге, с учетом операции сравнения суммы (6) с порогом θ^* , в соответствии с принятой пороговой функцией (1), получим при равенстве $G(iT_0) = \theta^*$ выражение

$$(x^* + T_y / T_0) = \theta^*,$$

на основании которого формируется математическое описание операции преобразования «код – период», выполняемой НП (см. рисунок 2):

$$T_y = T_0(\theta^* - x^*) \text{ или } T_y = (\theta^* - x^*) / f_0,$$

поскольку $f_0 = 1/T_0$.

Учитывая, что $T_y = 1/f_y$, НП также реализует операцию преобразования «код – частота» с вычислением дробно-линейной функции

$$f_y = \frac{f_0}{(\theta^* - x^*)}. \quad (7)$$

Вариант функциональной модели нейрона-преобразователя “ $N \rightarrow T$ ” (см. рисунок 2), когда $w_1 = +1$, $w_2 = -1$, представляется в виде базового выражения для описания его функционирования:

$$T_y = T_0(x^* - \theta^*). \quad (8)$$

2. Нейрон-преобразователь “ $F \rightarrow N$ ” (рисунок 3) на основе метода следящего уравнивания частот с выходом y^* в виде позиционного кода $N_y = \beta_{k-1}\beta_{k-2}\beta_{k-3}\dots\beta_0$.

Входами НП “ $F \rightarrow N$ ” как устройства замкнутого типа являются следующие переменные:

- $x(jT_x)$ – последовательность единичных импульсов, следующих с периодом $T_x = 1/f_x$;
- $x_0(iT_0)$ – поток единичных импульсов $1(iT_0)$, следующих с периодом T_0 . При этом пе-

риод T_0 задает эталон преобразования «аналог – код».

Функционирование НП описывается совокупностью операций:

$$y^* = G = \sum_{j,l} [x(jT_x) - x_{oc}(lT_{oc})], \quad j = 1, 2, 3 \dots,$$

$$l = 1, 2, 3 \dots,$$

$$x_{oc}(lT_{oc}) = \omega_0 x_0(iT_0),$$

$$\omega_0 = y^* / 2^k,$$

где T_{oc} – среднее значение периода следования импульсов потока $x_{oc}(lT_{oc})$ в цепи обратной связи: $T_{oc} = 1/f_{oc}$, а $f_{oc} = f_0 \cdot y_N^* / 2^k$.

Для построения функциональной модели НП (рисунок 3), описывающей операцию получения результата y^* , целесообразно сумматор-вычитатель, реализующий операцию G (9), представить в виде соединения двух компонентов (рисунок 4): вычитателя частот, формирующего поток импульсов $\alpha_0(t_m + \tau_m)$, и сумматора, осуществляющего суммирование единичных значений потока $\alpha_0 = \pm 1$. Рассматриваемый НП замкнутого типа можно также интерпретировать как одностороннюю сеть с отрицательной обратной связью.

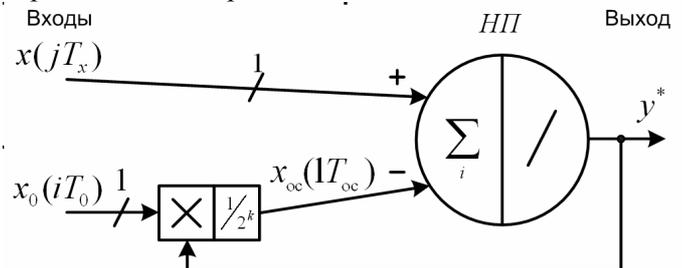


Рисунок 3 – Нейрон-преобразователь “ $F \rightarrow N$ ” с выходом y^* в виде позиционного кода N_y

При этом функционирование преобразователя (рисунок 4) “ $F \rightarrow N$ ” описывается совокупностью операций:

$$y^*(t_{m-1} + \tau_m) = y^*(t_{m-1}) + \alpha_0(t_{m-1} + \tau_m), \quad (9)$$

$$\alpha_0(t_m + \tau_m) = \begin{cases} +1, & \text{если } \sum_{i=1}^{N(+)} x(iT_x) - \sum_{l=1}^{N(-)} x_{oc}(lT_{oc}) \geq 1; \\ -1 & \text{иначе,} \end{cases} \quad (10)$$

где $\tau_m = \frac{1}{f_x - f_{oc_{m-1}}}$ – отрезок времени

$\tau_m = t_m - t_{m-1}$, по истечении которого в момент t_m формируется единичное значение сигнала $\alpha_0(t_{m-1} + \tau_m) = +1$, отражающее результат сравнения (10), когда $f_x \geq f_{oc}$.

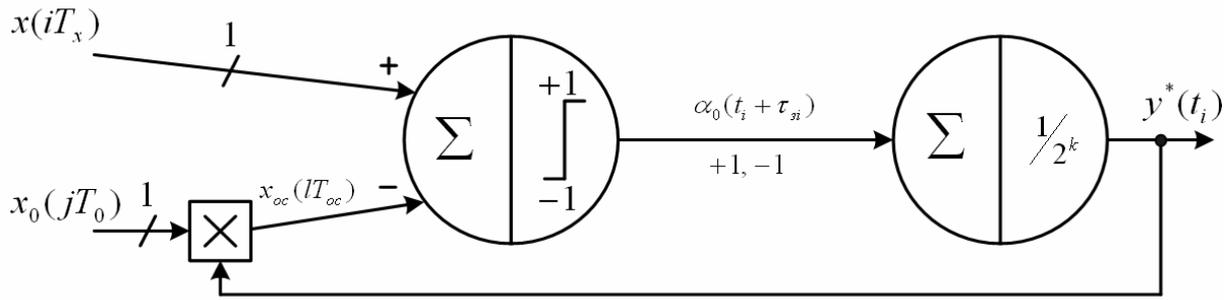


Рисунок 4 – Эквивалентная схема НП “F→N” замкнутого типа

При условии, что $T_x \ll \tau_m$ и $T_{oc} \ll \tau_m$, а $f_x = 1/T_x$ и $f_{oc} = 1/T_{oc}$,

$$\sum_{i=1}^{N^{(+)}} x_x(iT_x) = N^{(+)} = \frac{\tau_m}{T_x} = \tau_m \cdot f_x,$$

$$\sum_{i=1}^{N^{(-)}} x_{oc}(iT_{oc}) = N^{(-)} = \frac{\tau_m}{T_{oc}} = \tau_m \cdot f_{oc_{m-1}}.$$

На рисунке 5 представлена временная диаграмма, которая демонстрирует приближение значения $y^*(t_m)$ формируемой суммы (9) к искомому значению выходного кода y^* при единичном скачке входного сигнала x от нуля до f_x .

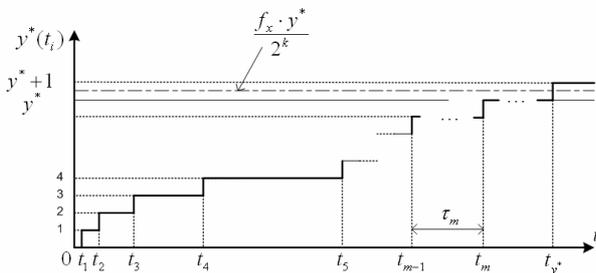


Рисунок 5 – Временная диаграмма работы преобразователя “N→F” (см. рисунок 3)

В момент времени t_m (см. рисунок 5) значения $N^{(+)}$ и $N^{(-)}$ будут отличаться на одну единицу: $N^{(+)} - N^{(-)} = \pm 1$, поэтому

$$\tau_m \cdot f_x - \tau_m \cdot f_{oc_{m-1}} = \pm 1. \quad (11)$$

Тогда с учетом того, что

$$f_{oc_{m-1}} = f_0 \cdot y_N^*(t_{m-1}) / 2^k, \quad (12)$$

а $T_x \ll \tau_m$ и $T_{oc} \ll \tau_m$, после подстановки (12) в (11) можно записать следующее равенство:

$$f_x = \frac{f_0 \cdot y_N^*(t_{m-1})}{2^k},$$

где $f_{oc_{m-1}} = f_0 \cdot y_N^*(t_{m-1}) / 2^k$ – частота следования импульсов потока $x_{oc}(iT_{oc})$ обратной связи, $m = 0, 1, 2, \dots, 2^{k-1}$.

Из выражения (12) следует, что операция преобразования «частота – код», реализуемая рассматриваемым НП, имеет вид:

$$y_N^* = \frac{f_x \cdot 2^k}{f_0}.$$

Реализация НП «код – частота» на ПЛИС, его экспериментальная проверка. Для получения логических схем нейропреобразователей на программируемых логических интегральных схемах (ПЛИС) может быть применен язык VHDL, который отличается простотой программ и малой емкостью памяти, затрачиваемой на хранение кодов, описывающих эти схемы. Поэтому в памяти могут храниться десятки и сотни тысяч описаний нейронов ФПИ.

Реализация НП «код – частота» иллюстрируется фрагментом программы на языке VHDL, описывающей 4-разрядный НП (см. рисунок 2) как совокупность нейросетевых операций (1) и (3), когда $w_1 = +1$, а $w_2 = -1$.

Достоинством данного представления является возможность программирования схемы НП на языках описания аппаратуры в соответствии с исходными выражениями (1) и (3), составляющими содержание функциональной модели нейрона.

Описание схемы НП “N→F” на языке VHDL

```
entity statia is
    port(f0 : in std_logic; -- опорная частота
         x : in std_logic_vector (4 downto 1); -- загружаемый код
         theta : in std_logic_vector (4 downto 1); -- порог
         fy : out std_logic -- выходная частота
    );
end statia;
architecture behav of statia is
    signal cnt : std_logic_vector(4 downto 1);
    signal fy_in : std_logic;
begin
    process(f0)
    begin -- вычитающий счетчик cnt с загрузкой данных
        if (fy_in = '1')
            then cnt <= x;
        else if (f0='1' and f0'event)
            then cnt <= cnt - "0001"; -- операция декремента
        end if;
    end process;
```

```

process(cnt,theta)
begin -- схема сравнения для выявления fy
if (cnt = theta)
then fy_in <= '1';
else fy_in <= '0';
end if;
end process;
fy <= fy_in and f0;
end behav;

```

Экспериментальная проверка работоспособности НП, построенных на базе ПЛИС, сводится к их верификации путем моделирования разработанной схемы средствами САПР. Пример функционально-логического моделирования в приложении *Logic Simulator* пакета САПР *Xilinx Foundation* для НП «код – частота» показан на рисунке 6.

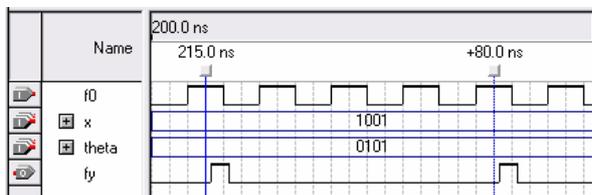


Рисунок 6 – Временные диаграммы работы НП «код – частота» (см. рисунок 3)

Как видно из временных диаграмм, формируемый НП период $T_y = 1/f_y$ для значения входного кода $x=9$ и порога $theta=5$ равен: $T_y = 4 \cdot T_0$, где $T_0 = 1/f_0$, что подтверждает достоверность предлагаемой методики получения функциональной модели.

Заключение. 1. Предложена методика построения функциональных моделей нейронов-преобразователей, которая задает порядок и основное содержание операций и приемов по формированию совокупности математических выражений в нейросетевом функционально-логическом базисе операций, отражающей функционирование НП и являющейся основой выявления формульной зависимости, описывающей операцию преобразования, выполняемую НП.

2. Применение методики проиллюстрировано на примерах получения функциональных моделей нейронов-преобразователей «код – частота» и НП «частота – код». Проведена экспериментальная проверка НП “ $N \rightarrow F$ ”.

3. Приведенные примеры показывают возможность получения модели НП в виде совокупности нейросетевых операций с переменными, представленными в виде потоков отдельных битов и двоичных слов, которая является исходным описанием для проведения структурного синтеза нейрона-преобразователя как операционного устройства на основе типовых элементов и узлов ВТ.

4. Предложенная методика применена при разработке структурной схемы нейросетевого преобразователя кода в частоту, признанного в качестве изобретения [11]. При этом структура преобразователя получается аналитически, а не строится эмпирически исходя из неких субъективных представлений разработчика о задаче и элементной базе [9, 10], что позволяет сократить сроки проектирования устройств с нелинейной функцией преобразования примерно в 3,5 раза [2].

Библиографический список

1. Галушкин А.И. Нейронные сети: основы теории. М.: Горячая линия–Телеком, 2010. 496 с.
2. Локтюхин В.Н., Челебаев С.В. Нейросетевые преобразователи импульсно-аналоговой информации: организация, синтез, реализация/ под общ. ред. А.И. Галушкина. М.: Горячая линия–Телеком, 2007. 144 с.
3. Локтюхин В.Н., Челебаев С.В. Методика синтеза преобразователей импульсно-аналоговых сигналов с использованием операций нейросетевого базиса // *Нейрокомпьютеры: разработка, применение*. № 10. 2006. С. 57-71.
4. David W. Tank, John J. Hopfield. Simple "neural" optimization networks: an A/D converter, signal decision circuit and a linear programming circuit // *IEEE Circuit and Systems*, vol. CAS-33, May 1986. P. 533-541.
5. Bang W. Lee, Bing J. Shen. Design of a neural-based A/D converter using modified Hopfield Network // *IEEE Solid-State Circuits*, vol. SC-24, Aug. 1989. P. 1120-1135.
6. G. Avitabile, M. Forti, S. Manetti, M. Marini. On a class of nonsymmetrical neural networks with application to ADC // *IEEE Circuit and Systems*, vol. CAS-38, Feb 1991. P. 202-209.
7. Локтюхин В.Н., Челебаев С.В., Антоненко А.В. Нейросетевые аналого-цифровые преобразователи / под общ. ред. А.И. Галушкина. М.: Горячая линия–Телеком, 2010. 128 с.
8. Майоров С.А., Новиков Г.И. Принципы организации цифровых машин. Л.: Машиностроение (Ленингр. отд-ние), 1974. 432 с.
9. Смоллов В.Б., Угрюмов Е.П., Артамонов А.Б. и др. Временимпульсные вычислительные устройства / под ред. В.Б. Смоллова, Е.П. Угрюмова. М.: Радио и связь, 1983. 288 с.
10. Грушвицкий Р.И., Мурсаев А.Х., Смоллов В.Б. Аналого-цифровые периферийные устройства. Л.: Энергоатомиздат. Ленингр. отд-ние, 1989. 160 с.
11. Пат. 2420804. Российская Федерация, МПК G 06 F 15/00. Нейросетевой преобразователь кода в частоту [Текст] // Локтюхин В.Н., Челебаев С.В., Антоненко А.В.; Заявитель и патентообладатель РГРТУ. № 2009137684/08. Бюл. № 16 от 10.06.2011. 2 с.

Работа выполнена при финансовой поддержке Министерства образования и науки РФ и Российского Фонда фундаментальных исследований РАН.

УДК 681.317.75:519.2

Д.А. Перепелкин

АЛГОРИТМ АДАПТИВНОЙ УСКОРЕННОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ НА БАЗЕ ПРОТОКОЛА IGRP ПРИ ДИНАМИЧЕСКОМ ОТКАЗЕ УЗЛОВ И ЛИНИЙ СВЯЗИ КОРПОРАТИВНОЙ СЕТИ

Предложен алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети, повышающий качество ее функционирования.

Ключевые слова: *адаптивная ускоренная маршрутизация, протокол IGRP, динамические изменения, алгоритмы маршрутизации, корпоративные сети.*

Введение. Цель работы – разработка нового эффективного алгоритма поиска оптимальных маршрутов на базе протокола IGRP при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети, повышающего качество ее функционирования.

В настоящее время на практике большое значение приобретают вопросы обеспечения и повышения качества обслуживания в IP-сетях. Среди этих вопросов основное внимание уделено эффективности применяемых в корпоративных сетях процессов маршрутизации. Задача маршрутизации в корпоративных сетях решается при условии, что кратчайший маршрут, обеспечивающий передачу пакета за минимальное время, зависит от топологии сети, пропускной способности и нагрузки на линии связи. Топология сети изменяется в результате ошибок телекоммуникационной системы при отказе узлов и линий связи.

Применение новых перспективных подходов для решения задачи маршрутизации позволяет повысить качество функционирования корпоративной сети за счет уменьшения трудоемкости построения оптимальных маршрутов.

Теоретическая часть. Для повышения качества функционирования корпоративных сетей наиболее важной задачей является выбор эффективного алгоритма маршрутизации, который будет обеспечивать поиск оптимальных маршрутов с учетом различных свойств той или иной корпоративной сети. В настоящее время широкое применение получили дистанционно-векторные алгоритмы поиска оптимальных маршрутов.

Протокол IGRP (Interior Gateway Routing Protocol – протокол внутреннего шлюза) при решении задачи маршрутизации базируется на

дистанционно-векторном алгоритме. Характеристики и параметры качества обслуживания протокола IGRP подробно рассматриваются в работе [1]. Выбор оптимального маршрута в протоколе IGRP определяется по алгоритму Беллмана – Форда. Трудоемкость построения таблиц маршрутизации с использованием этого алгоритма составляет порядка $O(N^3)$, где N – число маршрутизаторов корпоративной сети.

В работе [2] предложен алгоритм парных переходов, позволяющий за счет сбора дополнительной информации учесть возможные изменения конфигурации корпоративной сети и не производить полный пересчет маршрутных таблиц. Это позволило снизить трудоемкость расчета таблиц маршрутизации до величины порядка $O(kN)$, где k – число фактически выполненных парных переходов.

При динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети использование данного алгоритма оказывается неэффективным, так как трудоемкость расчета дополнительной информации для осуществления парного перехода оказывается выше существующих алгоритмов.

Разработка новых, более эффективных алгоритмов адаптивной маршрутизации позволяет уменьшить трудоемкость построения таблиц маршрутизации в корпоративных сетях, использующих в своей работе протокол IGRP.

Разработка алгоритма. Для повышения качества функционирования корпоративных сетей на базе протокола IGRP предлагается алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации, который позволяет уменьшить трудоемкость построения таблиц маршрутизации до величины $O(N)$ при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети.

В общем случае для решения данной задачи применяется графовая модель корпоративной сети, в которой множество вершин графа соответствует множеству узлов связи или маршрутизаторов в сети, а множество ребер соответствует возможным каналам связи между этими узлами. Каждое ребро, соответствующее каналу связи, имеет свой вес. На практике весу ребра могут соответствовать стоимость аренды канала связи, затраты на оплату единицы трафика, передаваемого по каналу связи, соответствующему данному ребру, либо более сложная функция, учитывающая большее число параметров корпоративной сети.

Представим корпоративную сеть в виде неориентированного взвешенного связного графа $G = (V, E, W)$, где V – множество вершин, $|V| = N$, E – множество ребер, $|E| = M$, W – множество весов ребер.

Пусть на графе G в некоторый момент времени уже решена задача поиска кратчайших путей до всех вершин множества $V_s = V \setminus \{v_s\}$ из начальной вершины v_s , т. е. построено дерево кратчайших путей с корнем в вершине v_s . Обозначим это дерево как T_g . На рисунке 1 жирными линиями обозначено построенное дерево кратчайших путей.

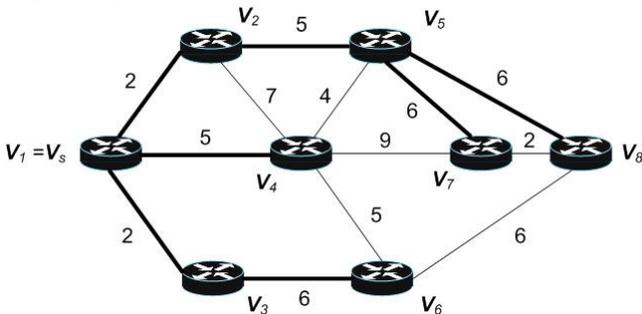


Рисунок 1 – Граф G корпоративной сети

Рассмотрим множество ребер E графа G . По признаку вхождения ребер в дерево T_g можно разделить исходное множество E на два подмножества: $E_T \in T_g$ и $E_R \notin T_g$, $E_T \cup E_R = E$.

Множество ребер дерева E_T – множество ребер дерева T_g для графа G . Для заданного графа G согласно свойству дерева мощность множества E_T будет равняться мощности множества V минус единица $|E_T| = |V| - 1$.

Множество ребер замены для дерева E_R – множество ребер графа G , не вошедших в дерево T_g . При соответствующих условиях некоторое ребро $e_{i,j} \in E_R$, инцидентное вершинам v_i и v_j , может перейти во множество ребер дерева E_T , заменив собой некоторое ребро $e_{k,p} \in E_T$. При этом инцидентность ребра $e_{k,p}$ вершине v_i или v_j является обязательным условием. В свою очередь, ребро $e_{i,j}$ перейдет во множество E_R .

Будем называть такие переходы **парными переходами** и обозначать $e_{i,j} - e_{k,p}$.

Во множестве E_R можно выделить 2 подмножества.

Множество ребер замены E_S для дерева – это такое подмножество множества E_R , элементы-ребра которого участвуют, по крайней мере, в одном отношении парного перехода.

Множество непарных ребер E_P – это такое подмножество множества E_R , элементы-ребра которого не участвуют ни в одном отношении из множества R .

В общем случае множество E_P может быть пустым $|E_P| = 0$. Множество E_S будет пустым только при условии, что исходный связный граф G является деревом, и задача поиска кратчайших путей в этом случае лишена смысла.

Для каждого ребра $e_{i,j} \in E$ на шкале значений весов определены точка вхождения в дерево $w_{i,j}^t$ и точка вхождения во множество замены $w_{i,j}^s$, причем $w_{i,j}^t \leq w_{i,j}^s$, под которыми понимается максимально возможный вес ребра $e_{i,j}$ при его вхождении во множество ребер дерева $E_T \in T_g$ и во множество ребер замены для дерева $E_S \notin T_g$ соответственно.

Так, для графа G , представленного на рисунке 1, множество ребер дерева составляет $E_T = \{e_{1,2}, e_{1,3}, e_{1,4}, e_{2,5}, e_{3,6}, e_{5,7}, e_{5,8}\}$; множество ребер замены $E_S = \{e_{2,4}, e_{4,5}, e_{4,6}, e_{4,7}, e_{6,8}\}$; множеством непарных ребер будет $E_P = \{e_{7,8}\}$. Если рассмотреть ребро $e_{2,5}$, то для него точка вхождения в дерево будет составлять 7, а точка вхождения во множество замены – 18. При этом данное ребро находится в отношении парного перехода с ребром $e_{4,5}$, которое, в свою очередь, находится в отношении парного перехода множества замены с ребром $e_{5,7}$. После попадания $e_{2,5}$ во множество непарных ребер эта парная перестановка примет вид: $e_{4,5} - e_{5,7}$.

Обозначим множество путей до вершины v_i из исходной вершины v_s через Π_i , где элемент множества $\pi_{i,k} \in \Pi_i$ будет множеством не повторяющихся ребер $e_{i,j} \in E$, образующих вместе путь, соединяющий v_s и v_i . Каждому $\pi_{i,k} \in \Pi_i$ поставим в соответствие число, равное сумме весов входящих в него ребер, т. е. длину пути $d_{i,k} \in D_i$, где D_i представляет собой множество оценок кратчайших путей до вершины v_i из исходной вершины v_s . Кратчайший путь до вершины v_i будем обозначать π_i , а его оценку длины – d_i .

Для разработки алгоритма адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети сформулируем следующие теоремы.

Теорема 1. При отказе некоторого ребра $e_{i,j}$, инцидентного вершинам V_i и V_j , входящего в дерево кратчайших путей, причем $d_i < d_j$, дерево кратчайших путей и их оценки до вершины V_i окажутся без изменения.

Доказательство. Вершины V_i и V_j входят в дерево кратчайших путей. Так как $d_i < d_j$, то $d_i + w_{i,j} = d_j$ и ребро $e_{i,j}$ не входит в путь π_i к вершине V_i . Поэтому при отказе ребра $e_{i,j}$ дерево кратчайших путей и их оценки до вершины V_i не изменятся. Теорема доказана.

Следствие. При отказе некоторого ребра $e_{i,j}$, инцидентного вершинам V_i и V_j , входящего в дерево кратчайших путей, причем $d_i < d_j$, необходимо определить новые кратчайшие пути для множества вершин, инцидентных вершине V_j .

Данному случаю соответствует графовая модель корпоративной сети, представленная на рисунке 2, при отказе линии связи $e_{4,7}$.

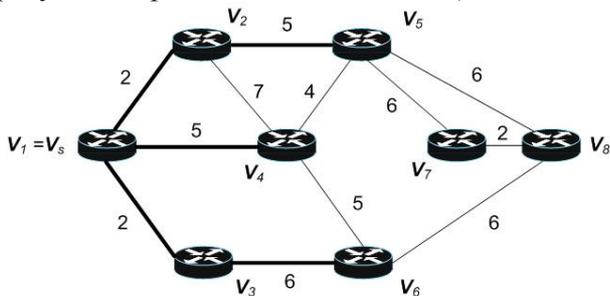


Рисунок 2 – Отказ линии связи $e_{4,7}$

На рисунке 2 жирными линиями обозначено дерево кратчайших путей, которое не требует изменения.

То есть при отказе линии связи $e_{4,7}$ дерево кратчайших путей для вершин V_2, V_3, V_4, V_5 и V_6 согласно теореме 1 не изменится. Для узлов связи V_7 и V_8 необходимо построить новые кратчайшие пути с учетом отказа линии связи $e_{4,7}$. Кратчайший путь до вершины V_7 составит $\pi_7 = \{e_{1,2}, e_{2,5}, e_{5,7}\}$, а его оценка $d_7 = 13$. Кратчайший путь до вершины V_8 составит $\pi_8 = \{e_{1,2}, e_{2,5}, e_{5,8}\}$, а его оценка $d_8 = 13$.

Таким образом, для графовой модели сети, представленной на рисунке 2, множество ребер дерева составляет $E_T = \{e_{1,2}, e_{1,3}, e_{1,4}, e_{2,5}, e_{3,6}, e_{5,7}, e_{5,8}\}$; множество ребер замены $E_S = \{e_{2,4}, e_{4,5}, e_{4,6}, e_{6,8}\}$; множество непарных ребер будет $E_P = \{e_{7,8}\}$.

Теорема 2. При отказе некоторой вершины V_i для всех вершин, не инцидентных вершине i (то есть не имеющих ребра $e_{i,k}$), кратчайшие пути и их оценки окажутся без изменений.

Доказательство. Пусть вершина V_i не входит в кратчайший путь к некоторой вершине V_j . Тогда и в пути к этой вершине $\pi_{v,j}$ отсутствует ребро $d_{i,k}$. При отказе вершины V_i будут удалены

все ребра $d_{i,k}$, которые не входят в путь $\pi_{v,j}$, а следовательно, кратчайший путь и его оценка окажутся без изменения. Теорема доказана.

Следствие. При отказе некоторой вершины V_i необходимо определить новые кратчайшие пути для множества вершин, инцидентных вершине V_i , имеющих в своем кратчайшем пути ребро $e_{i,k}$.

Данному случаю соответствует графовая модель корпоративной сети, представленная на рисунке 3, при отказе узла связи V_7 .

То есть при отказе узла связи V_7 дерево кратчайших путей для вершин V_2, V_3, V_4, V_5 и V_6 не изменится согласно теореме 2. Для вершины V_8 необходимо определить новый оптимальный маршрут с учетом отказа узла связи V_7 . Кратчайший путь до вершины V_8 составит $\pi_8 = \{e_{1,2}, e_{2,5}, e_{5,8}\}$, а его оценка $d_8 = 13$.

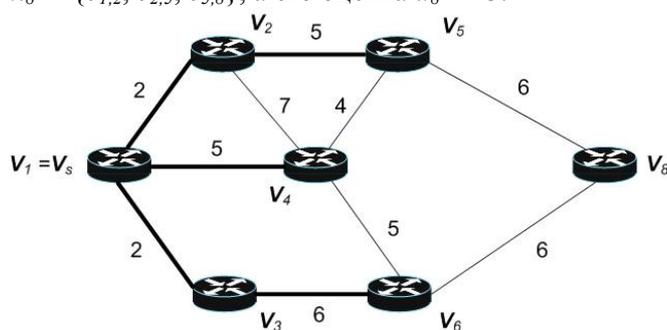


Рисунок 3 – Отказ узла связи V_7

На рисунке 3 жирными линиями обозначено дерево кратчайших путей, которое не требует изменения.

Таким образом, для графа G представленного на рисунке 3, множество ребер дерева составляет $E_T = \{e_{1,2}, e_{1,3}, e_{1,4}, e_{2,5}, e_{3,6}, e_{5,8}\}$; множество ребер замены $E_S = \{e_{2,4}, e_{4,5}, e_{4,6}, e_{6,8}\}$.

Использование доказанных выше теорем позволяет разработать алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP, уменьшающий размерность задачи поиска кратчайших путей при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети.

Рассмотрим работу алгоритма адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP в корпоративных сетях. Укрупненно алгоритм имеет следующий вид.

Шаг 1. Первоначальная инициализация соседей. Используя пакет HELLO протокола IGRP, определить веса линий связи $w_{i,j}$ до ближайших соседей.

Шаг 2. Используя сообщение query (запрос), получить маршрутную информацию от соседей для построения таблиц маршрутизации.

Шаг 3. Таблицы маршрутизации построены:
а) если да, то перейти к шагу 9;

б) иначе – к шагу 4.

Шаг 4. Построить дерево оптимальных маршрутов корпоративной сети.

Шаг 5. Для вершины, являющейся листом дерева, производится поиск всех парных переходов без ограничений. Эти списки для удобства дальнейшей работы привязываются к вершине, инцидентной рассматриваемому ребру и расположенной ниже по иерархии.

Шаг 6. Если вершина не является листом дерева, то вычисляются парные переходы для этой вершины и выбираются лучшие значения потенциалов парных переходов для потомков вершины и собственных парных переходов. Подобная процедура выполняется для формирования списков парных переходов в случае динамического отказа узлов и линий связи корпоративной сети.

Шаг 7. Для каждой вершины формируется полный список парных переходов. Число элементов в каждом из этих списков не превышает количества вершин графа. Такое решение позволяет отказаться от предварительной сортировки потенциалов или приращений для парных переходов без значительного усложнения алгоритма обработки изменения.

Шаг 8. Для каждого ребра графа корпоративной сети определить точку вхождения в дерево оптимальных маршрутов и точку вхождения во множество замены.

Шаг 9. Определить, есть ли пакеты на передачу:

а) если да, то перейти к шагу 10;

б) иначе – к шагу 17.

Шаг 10. Используя поля «Время жизни» и «Контрольная сумма заголовка» протокола IP, определить, требуется ли уничтожить (отбросить) данный пакет:

а) если да, то перейти к шагу 16;

б) иначе - к шагу 11.

Шаг 11. Используя таблицы маршрутизации, определить, требуется ли разделять информационный поток между несколькими доступными эквивалентными маршрутами:

а) если да, то перейти к шагу 12;

б) иначе – к шагу 16.

Шаг 12. Разделить информационный поток между несколькими доступными эквивалентными маршрутами.

Шаг 13. а) передать пакеты по доступным эквивалентным маршрутам;

б) установить флаг передачи.

Шаг 14. Для исключения осцилляции маршрутов (переходов с маршрута на маршрут при перегрузке их каналов связи) сделать временную задержку.

Шаг 15. Передать пакет со служебной информацией соседним маршрутизаторам.

Шаг 16. Проверка флага передачи:

а) если флаг установлен, то перейти к шагу 27;

б) иначе – к шагу 9.

Шаг 17. Послать сообщение query (запрос) соседним маршрутизаторам.

Шаг 18. Ожидать ответа от соседей.

Шаг 19. Сообщение reply (отклик) от соседних маршрутизаторов получено:

а) если да, то перейти к шагу 20;

б) иначе – к шагу 18.

Шаг 20. Анализируя полученную протоколом IGRP информацию, определить, произошел ли отказ узлов и линий связи корпоративной сети:

а) если да, то перейти к шагу 21;

б) иначе - к шагу 9.

Шаг 21. а) если произошел отказ линии связи $e_{i,j}$ с весом $w_{i,j}$, причем вершина V_i располагается ниже по иерархии в дереве оптимальных маршрутов, чем вершина V_j , то возможны два случая:

1) ребро $e_{i,j}$ не входит в дерево кратчайших путей. Дерево кратчайших путей не изменится. Если ребро $e_{i,j}$ не входило во множество ребер замены, то оставить все без изменения. Ребро $e_{i,j}$ входило во множество ребер замены. Для вершины V_j определить новые ребра, входящие во множество ребер замены, и определить для них точки вхождения в дерево кратчайших путей. Исключить возможные пути замены, проходящие через ребро $e_{i,j}$, и добавить новые пути, проходящие через новые ребра замены для вершины V_j ;

2) ребро $e_{i,j}$ входит в дерево кратчайших путей. Дерево кратчайших путей до вершины V_i и всех инцидентных ей вершин не изменится. Для вершины V_j из множества ребер замены выбрать ребро с минимальной оценкой и включить его в дерево кратчайших путей (выполнить парный переход). Исключить из множества путей замены все маршруты, проходящие через ребро $e_{i,j}$, и включить пути, проходящие через ребро замены. Для всех вершин, инцидентных вершине V_j (кроме вершины V_i), определить их новые оценки, выбрать ребро с минимальной длиной и включить его в дерево кратчайших путей. Определить инцидентные вершине V_j ребра, состоящие в отношении парного перехода, и включить их во множество замены. Для вершины V_j и всех инцидентных ей вершин (кроме вершины V_i) определить новые точки вхождения ребер во множество замены и в дерево кратчайших путей;

б) если произошел отказ узла V_k , имеющего связи с вершинами V_i и V_j , причем вершина V_i располагается ниже по иерархии в дереве оптимальных маршрутов, чем вершина V_j , то:

1) для всех вершин V_i , не инцидентных вершине V_k , т. е. не имеющих ребро $e_{i,k}$, дерево кратчайших путей не изменится;

2) для всех вершин V_j , инцидентных вершине V_k , имеющих ребро $e_{k,j}$, не входящее в дерево кратчайших путей, дерево кратчайших путей не изменится. Исключить ребро $e_{k,j}$ из множества ребер замены. Исключить все возможные пути замены, проходящие через ребро $e_{k,j}$;

3) для всех вершин V_m , инцидентных вершине V_k , имеющих ребро $e_{k,m}$, входящее в дерево кратчайших путей, сделать парные переходы из множества замены для ребра $e_{k,m}$. Исключить ребро $e_{k,m}$ из множества ребер графа. Исключить все возможные пути замены, проходящие через ребро $e_{k,m}$.

Шаг 22. Используя список парных переходов, определить, требуется ли сделать парный переход:

- если да, то перейти к шагу 23;
- иначе – к шагу 24.

Шаг 23. Для каждой вершины, у которой в список возможных маршрутов входит ребро с изменившейся метрикой, определить путь минимальной длины и поместить его в дерево кратчайших путей.

Шаг 24. Для каждого ребра графа корпоративной сети пересчитать точки вхождения в дерево оптимальных маршрутов и точки вхождения во множество замены.

Шаг 25. Построить новое дерево оптимальных маршрутов с учетом изменений.

Шаг 26. Сформировать таблицы маршрутизации.

Шаг 27. Проверка окончания работы маршрутизатора:

- если да, то перейти к шагу 28;
- иначе – сбросить флаг передачи и перейти к шагу 9.

Шаг 28. Завершение работы маршрутизатора.

Результаты моделирования. Для подтверждения правильности предложенного алгоритма адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети разработано программное обеспечение моделирования процессов маршрутизации.

При разработке основное внимание уделялось корректности предлагаемого алгоритма и размерности решаемой задачи.

Для каждого испытания на множестве обработанных изменений выбирались минимальное, максимальное и среднее значения размерности задачи, выраженные через количество вершин, для которых необходим поиск кратчайшего пути. Для каждого эксперимента были найдены значения оценок математического ожидания и среднего квадратичного отклонения числа изменений. Для алгоритма адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP определялось число фактически выполненных парных переходов при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети.

На рисунках 4 – 6 представлены результаты моделирования алгоритма адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP.

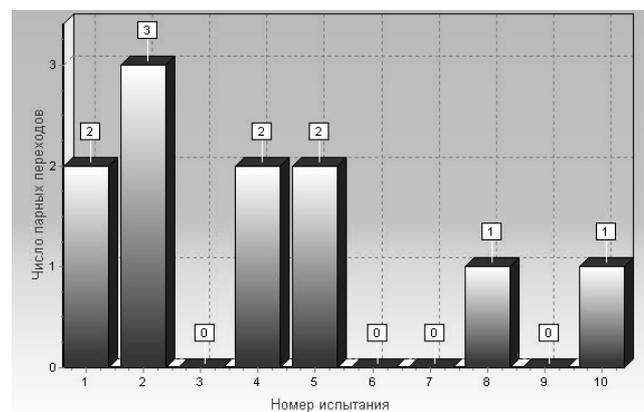


Рисунок 4 - Число изменений графовой модели сети из 10 вершин

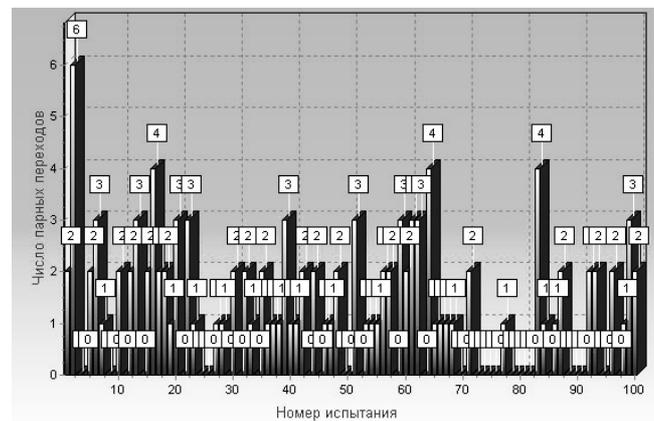


Рисунок 5 - Число изменений графовой модели сети из 100 вершин

Были проведены исследования графовых моделей корпоративных сетей, состоящих из 10, 100 и 200 вершин. Исследование разработанного алгоритма адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP показало, что максимальное значение числа изменений существенно меньше размерности для каждой из рассмотренных моделей сети, а значение оценки математического ожидания не превышает еди-

ницы. Более того, обнаружена тенденция уменьшения значения оценки математического ожидания числа изменений дерева оптимальных маршрутов с увеличением количества узлов связи в сети.

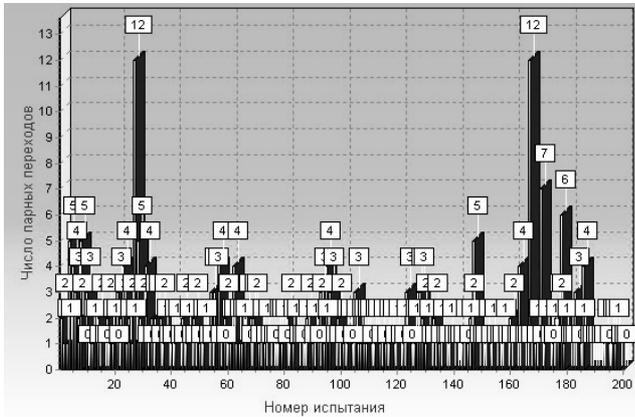


Рисунок 6 - Число изменений графовой модели сети из 200 вершин

В таблице для различного числа вершин (N) графа приведены обобщенные статистические характеристики числа изменений дерева маршрутов: минимальное (Min) и максимальное (Max) значения, значения оценок математического ожидания (MO) и среднего квадратичного отклонения (CKO).

N	Min	Max	MO	CKO
10	0	0,3	0,110	0,0779
100	0	0,06	0,0113	0,0099
200	0	0,06	0,0061	0,0076

При динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети разработанный алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP в отличие от алгоритма Беллмана – Форда позволяет производить перестроение таблиц маршрутизации не полностью, а только той ее части, в которой произошли изменения. При этом трудоемкость изменения дерева кратчайших путей является линейной функцией от числа вершин и определяется выражением $O(N)$. То есть при отказе узлов и линий связи корпоративной сети необходимо один раз просмотреть все вершины сети и на основе предварительно собранной информации о парных переходах выполнить изменения для вычисления новых оптимальных маршрутов. Если рассмотреть полученные результаты при моделировании предложенного алгоритма адаптивной ускоренной маршрутизации и сравнить их с алгоритмом Беллмана –

Форда, то видно:

1) для графа из 10 вершин максимальное число парных переходов составляет три изменения ($= 3$), при этом для алгоритма Беллмана – Форда при каждом отказе узлов и линий связи корпоративной сети трудоемкость построения таблицы маршрутизации составляет $O(N^3)$, т. е. порядка $10^3 = 1000$ элементарных операций;

2) для графа из 100 вершин максимальное число парных переходов составляет шесть изменений ($= 6$), при этом для алгоритма Беллмана – Форда при каждом отказе узлов и линий связи корпоративной сети трудоемкость построения таблицы маршрутизации составляет $O(N^3)$, т. е. порядка $100^3 = 1000000$ элементарных операций;

3) для графа из 200 вершин максимальное число парных переходов составляет двенадцать изменений ($= 12$), при этом для алгоритма Беллмана – Форда при каждом отказе узлов и линий связи корпоративной сети трудоемкость построения таблицы маршрутизации составляет $O(N^3)$, т. е. порядка $200^3 = 8000000$ элементарных операций.

На основе этого можно сделать вывод, что предложенный алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP является эффективным при поиске оптимальных маршрутов в условиях динамических изменений в структуре корпоративной сети и нагрузках на линиях связи за счет использования дополнительной информации о возможных парных переходах.

Заключение. Разработанный алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP позволяет повысить качество функционирования корпоративных сетей за счет уменьшения трудоемкости построения таблиц маршрутизации до величины порядка $O(N)$ при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети.

Библиографический список

1. Корячко В.П., Перепелкин Д.А. Алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола IGRP при динамическом добавлении элементов корпоративной сети // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. № 2 (выпуск 40). 2012. С. 47-54.
2. Уваров Д.В., Перепелкин А.И. Построение дерева кратчайших путей на основе данных о парных переходах // Системы управления и информационные технологии. 2004. № 4 (16). Москва – Воронеж. С. 93-96.

УДК621.37

А.И. Гулин, Ж.А. Сухинец

ИССЛЕДОВАНИЕ ЧУВСТВИТЕЛЬНОСТИ И ВЛИЯНИЯ НАГРУЗКИ НА ВЫХОДНЫЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ ПРЕОБРАЗОВАТЕЛЕЙ И УСТРОЙСТВ С ЦЕПНОЙ ТРЕХПОЛЮСНОЙ СТРУКТУРОЙ МЕТОДОМ ФУНКЦИЙ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ

С использованием метода функций преобразования исследовано влияние изменения параметров элементов – чувствительности на выходное напряжение цифро-аналоговых преобразователей и частоту квазирезонанса фазирующих цепочек RC-генераторов. Получены аналитические выражения и построены зависимости выходной частоты генераторов от изменения величины нагрузки.

Ключевые слова: функция преобразования, цепная структура, частота, нагрузка, чувствительность.

Введение. Наиболее распространенной структурой, реализующей широкий класс преобразователей и устройств радиоэлектроники, является цепная трехполюсная структура (ЦТС). Это цифроаналоговые преобразователи и различные фильтры, фазирующие антенные решетки (ФАР) и корректирующие звенья, делители напряжения и линии задержек, а также схемы замещения большого класса преобразователей с распределенными параметрами и линий связи. Кроме того, основой аналоговой интегральной схемотехники (активные фильтры, фазирующие цепочки и т.п.) служат также ЦТС в виде распределенных RC-структур.

В связи с этим разработка алгоритмов и обобщенного метода анализа однородных, неоднородных, распределенных и комбинированных структур преобразователей, позволяющего на этапе проектирования наиболее полно исследовать их различные характеристики, является актуальной задачей.

1. Обзор существующих методов анализа, используемых для исследования устройств с цепной трехполюсной структурой.

Цепные структуры достаточно широко рассматриваются в теоретических основах электротехники [1], в радиоэлектронике [2] и многих других разделах теории цепей, где их анализ основывается, главным образом, на использовании традиционных методов. Однако эти методы (метод контурных токов и т.д.), как и другие, уже при числе плеч структуры более пяти отличаются излишней громоздкостью и трудоемкостью [3]. Так, методы, математической базой которых являются гипербо-

лические функции и ортогональные полиномы, применимы для исследования лишь однородных схем, т.к. исходным элементом анализа является звено (Г-, П-образное и т.п.), а не плечо (отдельный элемент схемы). Метод последовательного исключения неизвестных (метод Гаусса) приводит к заведомо меньшему числу операций, чем прямое решение матричных уравнений методом определителей [4]. Направленные графы целесообразно применять при моделировании на ПЭВМ процессов в преобразователях с распределенными параметрами и линиях связи. Использование ненаправленных графов дает возможность вычислять необходимые функции ЦС без составления и решения уравнений. Вычисление главного определителя, входящего в топологический закон передачи, с помощью графов упрощается за счет исключения вычислений членов с отрицательным знаком [5]. Однако следует отметить, что во всех случаях применения графов выражения для коэффициентов передач получаются довольно сложным и неудобным для дальнейших исследований в общем виде (чувствительности, частоты квазирезонанса и т.д.), т.к. содержит в выражениях произведения сумм значений элементов плеч ЦТС. Необходимо отметить также, что существующие методы чувствительны к конфигурации структуры (например, метод контурных токов и узловых потенциалов) и не позволяют анализировать ЦТС с произвольным числом плеч. Кроме того, в большинстве методик расчета не учитывается влияние нагрузки на ЦТС, что необходимо для выполнения условия согласования, несоблюдение которого приводит к

существенной погрешности анализа и моделирования подобных структур.

К недостаткам всех методов следует отнести изучение дополнительных исходных предположений, необходимых для использования и являющихся их основой. Так, например, у направленных графов – ветвь, передача, правила упрощения графа и т.д. У ненаправленных графов – дерево, минор пути, определитель системы и т.п. У методов, использующих ортогональные полиномы, - полиномы, правила перехода от функции цепи к полиномам и наоборот, аппроксимация и т.д. Кроме того, вышеперечисленные методы, за исключением структурных и топологических, лишены логической взаимосвязи между структурой устройства и получением функций ЦТС (коэффициента передачи, входного сопротивления и т.п.).

2. Метод функций преобразования.

Функция преобразования K_n [6, 7] ЦТС (рисунок 1) (формально - обратная величина традиционного коэффициента передачи), являющаяся отношением входной активной величины U_0 к выходной - B_n (напряжение U_n или ток I_n), описывается впервые полученными авторами выражениями: при четном числе плеч n

$$K_n = 1 + \sum_{j=1}^n \sum_{k=i+1}^{n-1} Z_j Y_k + \sum_{j=1}^{n-2} \sum_{k=i+1}^{n-1} \sum_{p=k+1}^{n-1} Z_j Y_k Z_p Y_q + \dots, \quad (1)$$

где $i = 2b - 1$; $b = 1; 2; 3; \dots; 0, 5n$,

и для ЦТС с нечетным числом плеч n

$$K_n = \sum_{j=1}^n Z_j + \sum_{j=1}^{n-2} \sum_{k=i+1}^{n-1} \sum_{p=k+1}^n Z_j Y_k Z_p + \dots, \quad (2)$$

где $b = 1; 2; 3; \dots; 0, 5(n + 1)$.

Соотношения (1) и (2) приводят к рекуррентной формуле для вычисления функции преобразования (ФП) ЦТС любой сложности

$$K_n = T_n K_{n-1} + K_{n-2}, \quad (3)$$

где T_i - иммитанс i -го плеча (сопротивление Z для нечетных i и проводимость Y для четных i).

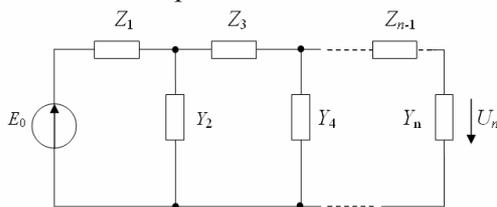


Рисунок 1 - Обобщенная схема цепной трехполюсной структуры

Начальными условиями являются значения $K_0 = 1$ при $n = 0$ и $K_1 = T_1$ при $n = 1$.

В таблице приведены ФП ЦТС, имеющих число плеч от одного до пяти, иллюстрирующие достоверность полученных соотношений (1) ÷ (3).

n	K_n
0	1
1	Z_1
2	$Z_1 Y_2 + 1$
3	$Z_1 Y_2 Z_3 + Z_1 + Z_3$
4	$Z_1 Y_2 Z_3 Y_4 + Z_1 Y_2 + Z_1 Y_4 + Z_3 Y_4 + 1$
5	$Z_1 Y_2 Z_3 Y_4 Z_5 + Z_1 Y_2 Z_3 + Z_1 Y_2 Z_5 + Z_1 Y_4 Z_5 + Z_3 Y_4 Z_5 + Z_1 + Z_3 + Z_5$

Для определения ФП однородных ЦТС при четном числе плеч n можно воспользоваться выражением

$$K_n = \sum_{i=0}^{0,5n} C_{0,5n+i}^{2i} Z^i Y^i,$$

где $C_{0,5n+i}^{2i}$ - число сочетаний из $0,5n + i$ элементов по $2i$ элемента.

Нетрудно убедиться, что выражение для входного иммитанса (рисунок 2) равно

$$T_{Bx.1} = \frac{K_n}{\partial K_n / \partial T_1}, \quad (4)$$

а входной иммитанс $T_{Bx.i}$ любой части структуры, начинающейся с плеча T_i , можно найти из выражения

$$T_{Bx.i} = \frac{K_n}{\partial K_n / \partial T_i}. \quad (5)$$

Рассмотрим в качестве примера шестиплечую ЦТС и найдем выражение ее ФП, определим входное сопротивление, токи и напряжения в плечах схемы. Выражение для ФП получаем, используя (1) или (3):

$$K_6 = Z_1 Y_2 Z_3 Y_4 Z_5 Y_6 + Z_1 Y_2 Z_3 Y_4 + Z_1 Y_2 Z_3 Y_6 + Z_1 Y_2 Z_5 Y_6 + Z_1 Y_4 Z_5 Y_6 + Z_3 Y_4 Z_5 Y_6 + Z_1 Y_2 + Z_1 Y_4 + Z_1 Y_6 + Z_3 Y_4 + Z_3 Y_6 + Z_5 Y_6 + 1.$$

Токи и напряжения в ветвях цепной схемы определяются аналогично [8]. Для этого вычисляем все коэффициенты $K_{i/6}$:

$$K_{1/6} = Y_2 Z_3 Y_4 Z_5 Y_6 + Y_2 Z_3 Y_4 + Y_2 Z_3 Y_6 + Y_2 Z_5 Y_6 + Y_4 Z_5 Y_6 + Y_2 + Y_4 + Y_6;$$

$$K_{2/6} = Z_3 Y_4 Z_5 Y_6 + Z_3 Y_4 + Z_3 Y_6 + Z_5 Y_6 + 1;$$

$$K_{3/6} = Y_4 Z_5 Y_6 + Y_4 + Y_6;$$

$$K_{4/6} = Z_5 Y_6 + 1; K_{5/6} = Y_6.$$

Далее находим активные величины, действующие в плечах ЦТС:

$$I_1 = E_0 \frac{K_{1/6}}{K_6}; \quad U_2 = E_0 \frac{K_{2/6}}{K_6} \text{ и т.д.}$$

Входное сопротивление определяется по выражению (4):

$$Z_{Bx.1} = K_6 / K_{1/6}.$$

В частном случае цепная схема может быть однородной, тогда $Z_i = Z$; $Y_i = Y$. Если, например, $Z_i = R$, $Y_i = j\omega C$, то ФП будет равна:

$$K_6 = -jR^3 \omega^3 C^3 - 5R^2 \omega^2 C^2 + j6R\omega C + 1.$$

Аналогичный результат (учитывая, что ФП - обратная величина передаточной функции) можно получить из рассмотренного в работах [9, 10] одного из частных случаев каскадного соединения однородных Г-образных звеньев.

3. Исследование чувствительности.

Важной характеристикой преобразователей и устройств радиоэлектроники является чувствительность. Исследование чувствительности устройства к изменениям параметров элементов обусловлено практическими задачами двух основных видов:

а) вычисление границ изменения выходных функций устройства при изменении параметров его элементов в границах допусков в зависимости от внешних условий, что бывает необходимо в диагностике и при решении задач, связанных с взаимозаменяемостью;

б) определение минимального числа регулируемых элементов, изменяющих в широких пределах те или иные функции устройства, например при построении генераторов, фильтров, ЦАП и т.д.

При определении чувствительности к изменениям отдельных элементов воспользуемся выражением [11], которое для нашего случая примет вид

$$S_{T_i} = \frac{T_i}{E_0} \frac{\partial B_n}{\partial T_i}. \quad (6)$$

Подставив в формулу (6) значение B_n , выраженное через ФП и E_0 , получим

$$S_{T_i} = \frac{T_i}{K_n^2} \frac{\partial K_{E_0/B_n}}{\partial T_i}.$$

Эти выражения удобны при вычислении влияния изменения элементов на частотную характеристику и позволяют определять чувствительность ЦТС без измерения входных иммитансов цепи в определенных режимах, как это предлагается в [12].

Полученная форма записи ФП полезна для исследования влияния одновременного изменения параметров нескольких элементов устройства или чувствительности по отношению ко многим элементам. Такие задачи встречаются,

например, при исследованиях ЦТС с электронной перестройкой генераторов [13], параметров фазовращателей с плавным изменением угла сдвига [14], систем автоматической подстройки частоты, ФАР и т.д. В этом случае произведение иммитансов T_i , по отношению к которым определяется чувствительность, рассматривается как единый сомножитель, а выражение для чувствительности будет иметь вид

$$S_{\Pi T_i} = - \frac{\prod T_i}{K_n^2} \frac{\partial K_{A_0/B_n}}{\partial \prod T_i}, \quad (7)$$

где A_0 - источник напряжения E_0 , если ЦТС начинается с иммитанса Z_1 , или тока J_0 , если ЦТС начинается с иммитанса Y_1 .

Рассмотрим применение полученных выражений на примере шестиплечей ЦТС, приведенной на рисунке 1. Значения иммитансов плеч в ней примем равными: $Z_1 = 18 \text{ Ом}$; $Y_2 = 1/12 \text{ См}$; $Z_3 = 12 \text{ Ом}$; $Y_4 = 1/6 \text{ См}$; $Z_5 = 24 \text{ Ом}$; $Y_6 = 1/24 \text{ См}$; $E_0 = 46 \text{ В}$.

Определим ФП по формуле (1), подставив в нее значения T_i , которая равна $K_6 = 23$. Входное сопротивление $Z_{Bx.1} = 25,5 \text{ Ом}$, находим его, используя выражение (4). Чувствительность по отношению к иммитансам Z_1 и Z_5 вычисленная по формуле (7), равна $S_{\Pi T_1 T_5} \approx -0,023$.

4. Исследование влияния нагрузки на частоту квазирезонанса фазирующих цепочек RC- генераторов.

Исследование инструментальных и методических погрешностей RC- структур, в силу их наибольшего использования в современной интегральной микроэлектронике, имеет важное значение при создании прецизионной радиоаппаратуры. Исследуем влияние нагрузки на инструментальную погрешность частотно зависимых устройств ЦТС. Уравнение для погрешности получим, воспользовавшись эквивалентной схемой (рисунок 2,а) и выражением для ФП соответствующей ЦТС, где иммитанс нагрузки легко учесть, изменив иммитанс последнего плеча схемы.

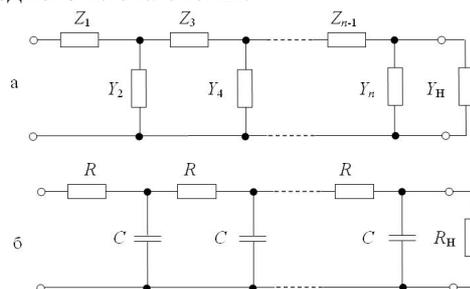


Рисунок 2 - Структура (а) и схема (б) фазирующей цепочки с R_n

Для целей анализа удобно применить рекуррентное соотношение (3), которое с учетом нагрузки примет вид:

$$\dot{K}_{nn} = (T_n + T_n) \dot{K}_{n-1} + \dot{K}_{n-2},$$

где K_{nn} – ФП ЦТС с нагрузкой.

После преобразования получим

$$\dot{K}_{nn} = \dot{K}_n + T_n \cdot \dot{K}_{n-1}. \tag{8}$$

Следовательно, с появлением нагрузки T_n в уравнении, описывающем частоту квазирезонанса n – плечих частотных устройств, появляются дополнительные члены, содержащие произведения нагрузки, которая имеет резистивный характер, на мнимую составляющую ФП преобразователя с числом плеч $n - 1$, т.е.

$$\text{Im } \dot{K}_n + T_n \text{Im } \dot{K}_{n-1} = 0. \tag{9}$$

Рассмотрим влияние нагрузки на частоту квазирезонанса шестиплечей и восьмиплечей RC – цепи (рисунок 2,б). Уравнение (9) для шестиплечей ЦТС будет равно:

$$-j\omega_0^3 C^3 R^3 + j6\omega_0 C R + j4\omega_0 C R^2 Y_n = 0,$$

откуда

$$\omega_0 = \frac{\sqrt{6 + 4R/R_n}}{RC}. \tag{10}$$

Из уравнения (9) для восьмиплечей ЦТС с нагрузкой получим выражение

$$\omega_0 = \frac{\sqrt{\frac{10(1 + R/R_L)}{7 + R/R_L}}}{RC}. \tag{11}$$

Анализируя выражения (10) и (11), можно сделать вывод, что нагрузка вносит инструментальную погрешность на коэффициент k_n , характеризующий частоту генераторов [15]. В результате аналитического анализа подобных схем впервые получена формула, определяющая частоту квазирезонанса при любом числе 0,5n звеньев

$$\omega_0 = \frac{k_n}{RC},$$

где коэффициент k_n находится из уравнений вида

$$\sum_{i=0,1,\dots}^p (-1)^i k_n^{2i+1} C_{0,5n+1+2i}^{2+4i} = 0, \tag{12}$$

где $p = 0,25n - 1$ - для четных $0,5n$;

$p = 0,25(n + 2) - 1$ - для нечетных $0,5n$, зависит от числа плеч n ЦТС.

Например, для десятиплечей (пятизвенной) ФЦ уравнение (12) имеет вид

$$15k - 28k^3 + k^5 = 0.$$

Из всех вещественных положительных значений корней уравнения (12) выбирают те, которые не больше $\sqrt{6}$ и соответствуют

шестиплечей (трехзвенной) ФЦ, так как использование других значений, удовлетворяющих (12), приведет к сдвигу фаз на 2π радиан и более. Для вычисления значений коэффициентов k_n разработана программа для ПЭВМ [16, 17].

Абсолютная погрешность коэффициента k_n от нагрузки равна

$$\Delta k_{nH} = k_n - k_{nH}, \tag{13}$$

где для шестиплечей ЦТС с нагрузкой коэффициент k_{nH} равен

$$k_{6H} = \sqrt{6 + R/R_n},$$

а для восьмиплечей ЦТС –

$$k_{8H} = \sqrt{\frac{10(1 + R/R_n)}{7 + R/R_n}}.$$

На рисунке 3 представлены графики зависимости коэффициентов k_{nH} от нагрузки для шестиплечей и восьмиплечей RC – схем, которые показывают, что чем больше число плеч в схеме фазирующей цепочки, тем больше влияние на частоту оказывает нагрузка. Так, например, при $R_n = 1000R$ погрешность у шестиплечей схемы будет равна $\gamma = 0,02\%$, а у восьмиплечей – $\gamma = 0,04\%$. Следует отметить, что проведенные исследования позволяют вносить поправки в выходные характеристики частотных схем в зависимости от реальной нагрузки.

Для качественной оценки погрешностей, вносимых нагрузкой, получены зависимости относительной инструментальной погрешности от нагрузки γ_{nH} , приведенные на рисунке 4.

$$\gamma_n = \Delta k / k.$$

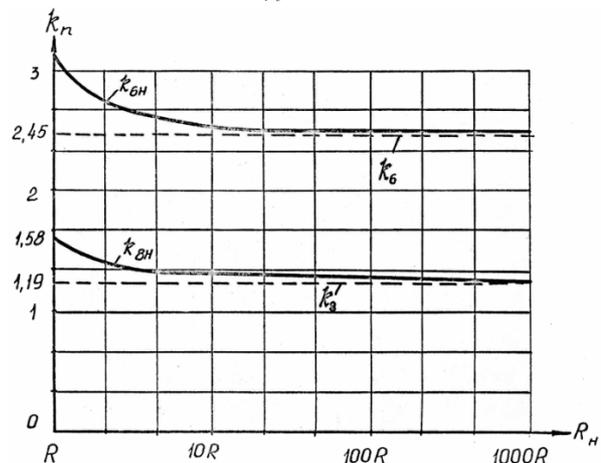


Рисунок 3 - Зависимость коэффициента k_n от нагрузки

Следует отметить, что проведенные исследования позволяют вносить поправки в выход-

ные характеристики частотных схем в зависимости от реальной нагрузки.

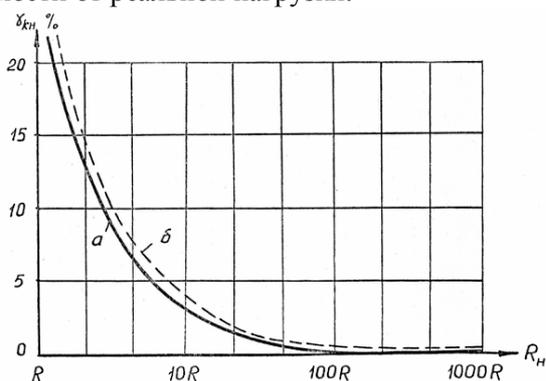


Рисунок 4 - Погрешность частоты RC-генераторов с числом плеч $n = 6$ (а) и $n = 8$ (б) от нагрузки.

Для оценки других частных составляющих инструментальной погрешности (от разброса параметров элементов, влияния окружающей среды на элементы, старения и т.д.) на процесс преобразования удобны формулы (1) и (2). Эти погрешности определяют, пользуясь общепринятыми допущениями [11], отклонения параметров элементов от их первоначальных значений, описываемых как нормальные процессы с медленно меняющимися во времени параметрами: дисперсией и математическим ожиданием; одномерный закон распределения первичных инструментальных погрешностей элементов является равномерным или сильно усеченным нормальным.

На практике для оценки первичных инструментальных погрешностей удобно применять простейшие числовые характеристики элементов, например абсолютную максимальную погрешность, которая легко вносится в выражение для ФП, затем вычисляется её влияние на полную погрешность преобразования.

Заключение. В результате проведенных исследований на базе метода функций преобразования впервые получены аналитические выражения и разработаны алгоритмы, позволяющие упростить в общем виде анализ целого класса преобразователей и устройств различного назначения с ЦТС.

Библиографический список

1. Основы теории цепей / Г.В.Зевеке, П.А.Ионкин, А.В.Негушин, С.В. Страхов. – М.: Энергия, 1975. -752 с.
2. Ортюзи Ж. Теория электронных цепей. Анализ. / пер. с франц. под ред. Л.Р.Явича. – М.: Мир, 1970. Т.1. – 407 с.

3. Гулин А.И. Сравнение трудоёмкости и эффективности различных методов анализа цепных трёхполюсных структур // Применение метода коэффициентов преобразования для анализа и синтеза электрических электроизмерительных цепей: сб. науч. тр. – Уфа, 1974. – С. 54-56.

4. Федянин А.С. Матрицы и передаточные функции цепных схем // Электричество. – 1972. - №12. – С. 61-65.

5. Абрахамс Дж., Каверли Дж. Анализ электрических цепей методом графов: пер. с англ. - М.: Мир, 1967. - 176 с.

6. Гулин А.И. Диагностика измерительных преобразователей и устройств связи с неоднородной цепной структурой // Контроль. Диагностика. 2010. № 11. - С. 58 – 64.

7. Гулин А.И., Сухинец Ж.А. Анализ и синтез цепных структур методом функций преобразования. ISBN: 978-3-8443-5353-2 Deutschland, Saarbrücken: LAP LAMBERT Academic Publishing. 2011. - 198 с.

8. Кольцов А.А., Гулин А.И. Анализ неоднородных цепных схем, составленных из трёхполюсников // Электричество, 1976. №2 – С. 90-91.

9. Новицкий П.В., Кнорринг В.Г., Гутников В.С. Цифровые приборы с частотными датчиками. Л.: Энергия. 1970. – 424 с.

10. Гутников В.С. Интегральная электроника в измерительных устройствах. Л.: Энергоатомиздат. 1988. – 304 с.

11. Микроэлектронные цифроаналоговые и аналого-цифровые преобразователи информации /В.Б.Смолов, Е.П.Угрюмов, В.К.Шмидт и др.; под ред. В.Б.Смолова. – Л.: Энергия, 1976. - 336 с.

12. Кошкин Ю.Д., Логинов Б.Н. Об измерении чувствительности в лестничных цепях // Автометрия, 1971, № 2. – С. 104 - 106.

13. Гулин А.И. Проектирование многозвенных RC-генераторов // Изв. Вузов. Приборостроение. 2012, Т.15, № 1 (41). - С. 14 – 18.

14. Брякалов Г.А. Устройство для управления задержкой сигналов/ А.С. № 399044 (СССР): Открытия, изобретения, пром. образцы, товарные знаки. - 1973 - №8.

15. Гулин А.И., Сухинец Ж.А. Исследование погрешности моделирования устройств с распределенными параметрами // Изв.вузов. Радиоэлектроника. 2012. -Т. 55, № 5. - С. 51-56.

16. Гулин А.И., Сухинец Ж.А., Мударисов Д.Ф., Хаников И.Р. Расчет частоты квазирезонанса и коэффициента передачи многозвенных RC-структур // Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2003611147/ 16.05.2003. Роспатент. Москва. 2003.

17. Гулин А.И., Мударисов Д.Ф., Сухинец Ж.А. Расчет параметров преобразователей цепной структуры // Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2002610748/ 22.05.2002. Роспатент. Москва. 2002.