А-1

ИНСТИТУТ ТОЧНОЙ МЕХАНИКИ И ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ ТЕХНИКИ АН СССР

С. Б. ПОГРЕБИНСКИЙ

ИССЛЕДОВАНИЕ МЕТОДОВ И УСТРОЙСТВ ДЛЯ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ СИСТЕМ СЧИСЛЕНИЯ В БВМ

Автореферат
диссертации на соискание ученой степени кандидата технических наук

КИЕВ — 1957

1. В быстродействующих автоматических вычислительных машинах особое место занимают вводные и выводные устройства, одной из важнейших задач которых является преобразование информации, поступающей в машину и выдаваемой машиной.

В ряде случаев задача преобразования настолько сложна, что для ее решения оказывается необходимым использование самой машины. Одной из таких сложных задач является преобразование системы счисления в двоичных машинах.

Выполнение вводных и выводных преобразований по известным программам в ряде случаев приводит к существенному снижению фактического быстродействия двоичных универсальных машин. В специализированных машинах использование программ перевода чисел помимо снижения быстродействия приводит также к увеличению номенклатуры операций, выполняемых машиной, а, следовательно, к усложнению структуры машины.

В связи с этим проводились исследования возможности применения в БВМ кодированно-десятичных систем счисления [1, 2] и разработка более совершенных методов и устройств преобразования [3, 4, 5].

Вычислительные машины, использующие различные кодированно-десятичные системы счисления, при тех же параметрах (быстродействие, разрядность, объем памяти и т. д.) требуют значительно большего количества аппаратуры, чем двоичные.

Причиной этого являются некоторые общие для всех таких систем недостатки.

Количество разрядов, необходимое для записи чисел с той же точностью, в кодированно-десятичной системе по крайней мере на 20% большее, чем в двоичной. Выполнение арифметических операций в таких системах затрудняется тем, что при формировании переносов на границах десятичных разрядов используются правила десятичной арифметики, а для формирования переносов внутри десятичного разряда — некоторые специальные правила, зависящие от принятой кодировки. Кроме того таблица умножения для кодированно-десятичных систем оказывается также значительно более сложной, что, естественно, приводит к усложнению арифметических устройств.

Попытки расширить круг задач, эффективно решаемых на двоичных машинах (как универсальных, так и специализированных), привели к разработке особых методов и устройств для решения задач преобразования (подробный анализ ряда таких систем приведен в диссертации).

2. В диссертационной работе предлагается метод, позволяющий свести перевод чисел из десятичной системы счисления в двоичную (прямое преобразование) и из двоичной в десятичную (обратное преобразование) к операции специального двоичного умножения.

Достоинством предлагаемого метода является возможность его реализации на множительных устройствах БВМ вне зависимости от принятой схемы умножения.

Как известно, переход от системы счисления с основанием k к системе счисления с основанием h сводится к вычислению в h-системе полинома следующего вида:

$$N = A_1\cdot k^{r-1} + A_2\cdot k^{r-2} + \dots + A_s\cdot k^{r-s} + \dots + A_m\cdot k^{r-m},$$

где A — цифры k-системы, k — основание системы счисления, m — количество разрядов в числе, r — указывает место фиксации запятой (запятая фиксированна между r и $(r+1)$-ым разрядами).

Нами предлагается при переходе от десятичного изображения чисел к двоичному выполнять вычисления полинома (1) путем последовательного образования в двоичном коде «частичных произведений» вида:

$$a_{sl}\cdot 2^{4-l}\cdot 10^{r-s},$$

где $a_{sl} = 1;\ 0$ — коэффициенты двоичного разложения s-той цифры, т. е. цифра A_s определяется следующей суммой:

$$A_s = \sum_{l=1}^{4} a_{sl}\cdot 2^{4-l}.$$

Очевидно, что перевод числа будет закончен после нахождения суммы всех m полученных таким образом «частичных произведений»:

$$N = \sum_{s=1}^{m}\sum_{l=1}^{4} a_{sl}\cdot 2^{4-l}\cdot 10^{r-s}. \qquad (2)$$

Введем в качестве индекса суммирования порядковый номер двоичного разряда i; величину s при этом будем определять как целую часть частного:

$$s = \left\lfloor \frac{i+3}{4} \right\rfloor.$$

Сумма (2) будет теперь записана:

$$N = \sum_{i=1}^{n} a_i\cdot 2^{4s-i}\cdot 10^{r-s}. \qquad (3)$$

Введем обозначение двоичных эквивалентов ($Э_s$):

$$Э_s = \frac{10^{r-s}}{2^{n-4s}}. \qquad (4)$$

Подставляя (4) в (3), получим:

$$N = \sum_{i=1}^{n} a_i\cdot 2^{n-i}\cdot Э_s. \qquad (5)$$

Сумма (5) при наличии набора $Э_s$ (количество $Э_s$ равно m) может вычисляться по рекурентной формуле умножения со сдвигом суммы частичных произведений влево:

$$N_i = N_{i-1}\cdot 2 + a_i\cdot Э_s.$$

Аналогичный результат получен и для множительного устройства, выполняющего умножение со сдвигом суммы частичных произведений вправо. Значение двоичных эквивалентов в этом случае найдем по следующей формуле:

$$Э_s = \frac{8\cdot 10^{-r+s-1}}{2^{-n+4s}}.$$

Можно показать, что $Э_s$ не могут быть установлены в располагаемом числе двоичных разрядов. В связи с этим необходимо ввести начальный сдвиг эквивалентов на l разрядов вправо. Значение l найдем из следующего соотношения (для умножения со сдвигом вправо):

$$2^l \geqslant \frac{10^{-r}}{2^{-r+1}}$$

Начальный сдвиг эквивалентов снижает точность их установки, а, следовательно, и точность перевода. Однако точность перевода в этом случае будет почти такая же, какой обычно ограничиваются при переводе по программам, т. е. точностью, с какой может быть установлен в заданном числе двоичных разрядов двоично-десятичный код.

Заменяя каждый $(4s+1)$-ый сдвиг суммы частичных произведений сдвигом $(s+1)$-го эквивалента (т. е. изменив начальную установку эквивалентов), можно обеспечить выполнение прямого преобразования с точностью, с которой может быть установлен в заданном числе двоичных разрядов двоичный код.

Значение $Э_s$ в этом случае для умножения со сдвигом вправо будет:

$$Э'_s = \frac{8 \cdot 10^{-r+s-1}}{2^{-3(m-s)}}.$$

При умножении со сдвигом влево:

$$Э'_s = \frac{10^{r-s}}{2^{-3s}}.$$

4. Предлагаемый метод может быть использован и для выполнения обратного преобразования.

Вычисление полинома (1) в этом случае должно производиться в кодированно-десятичной системе счисления. Однако, в арифметических устройствах, выполняющих умножение со сдвигом суммы частичных произведений вправо, особенности вычисления позволяют использовать с незначительными усложнениями двоичный сумматор.

При $r = 0$ и счете разрядов справа налево двоичный код представляется полиномом следующего вида:

$$N = a_1 \cdot 2^{-n} + a_2 \cdot 2^{-n+1} + \cdots + a_n \cdot 2^{-1}$$

Вынося 2^{-1} за скобки и расписывая полином по схеме Горнера, получим:

$$N = 2^{-1}[(((a_1 \cdot 2^{-1} + a_2) \cdot 2^{-1} + \ldots + a_{n-1}) \cdot 2^{-1} + a_n]. \qquad (6)$$

Легко убедиться, что при вычислении (6) переносы из одного десятичного разряда в другой при сложении не возникают.

Таким образом коррекция переносов при сложении на двоичном сумматоре не нужна.

Выполнение коррекции при сдвиге вправо может быть совмещено по времени с прибавлением десятичного кода 2^{-1} и требует незначительного количества аппаратуры (два разрешающих устройства совпадения на четыре двоичных разряда).

5. Рассмотрение разработанных автором устройств преобразования для МЭСМ АН УССР и для специализированной машины, а так же для проекта универсальной машины «КИЕВ» показывает, что предлагаемая методика весьма просто реализуется на различных множительных устройствах и позволяет выполнять преобразования за время, равное собственно умножению (без учета времени выборки), при небольшом количестве вспомогательной аппаратуры. Отметим, что в большинстве случаев преобразование может быть совмещено по времени с вводом числа.

При разработке устройства преобразования для специализированной машины особое внимание было уделено исследованию элемента запаздывания, обеспечивающего при достаточно малых габаритах время запаздывания свыше 5 *мксек*. Как известно, эта задача не нашла еще удовлетворительного решения.

Например, в (6) приводится описание устройства задержки на 10 *мксек*, использующего две лампы. Существенным недостатком такого устройства является то, что интервал между двумя последовательно поступающими на его вход импульсами должен быть не меньше 500 *мксек*.

Особенности работы несинхронных БВМ позволяют в большинстве схем обеспечить длительность сигналов на входе цепи задержки, по крайней мере, равную требуемому времени запаздывания. Это дает возможность реализовать такое устройство в виде однозвенной двухконтурной цепи с трансформаторной-емкостной связью между контурами (рис. 1).

Напряжение на выходных зажимах цепи рис. 1 при единичном включении на входе определится, как сумма э.д.с. заряда конденсатора U_c и э.д.с. взаимоиндукции U_L.

Если $M > 0$, то U_c и U_L имеют противоположную полярность. При надлежащем выборе параметров и условных уровней для отсчета времени запаздывания и времени установления можно обеспечить достаточную крутизну нарастания выходного напряжения для формирования из него запаздывающего импульса.

6. Попытки анализа цепи рис. 1 имеются в литературе [7].

Авторы используют метод фазовых характеристик, подбирая параметры элементов таким образом, чтобы обеспечить по возможности неискаженную передачу сигнала. Нам же как раз необходимо получить такой искаженный сигнал, чтобы можно было из него сформировать запаздывающий импульс.

При анализе цепочечных схем обычно ограничиваются рас-

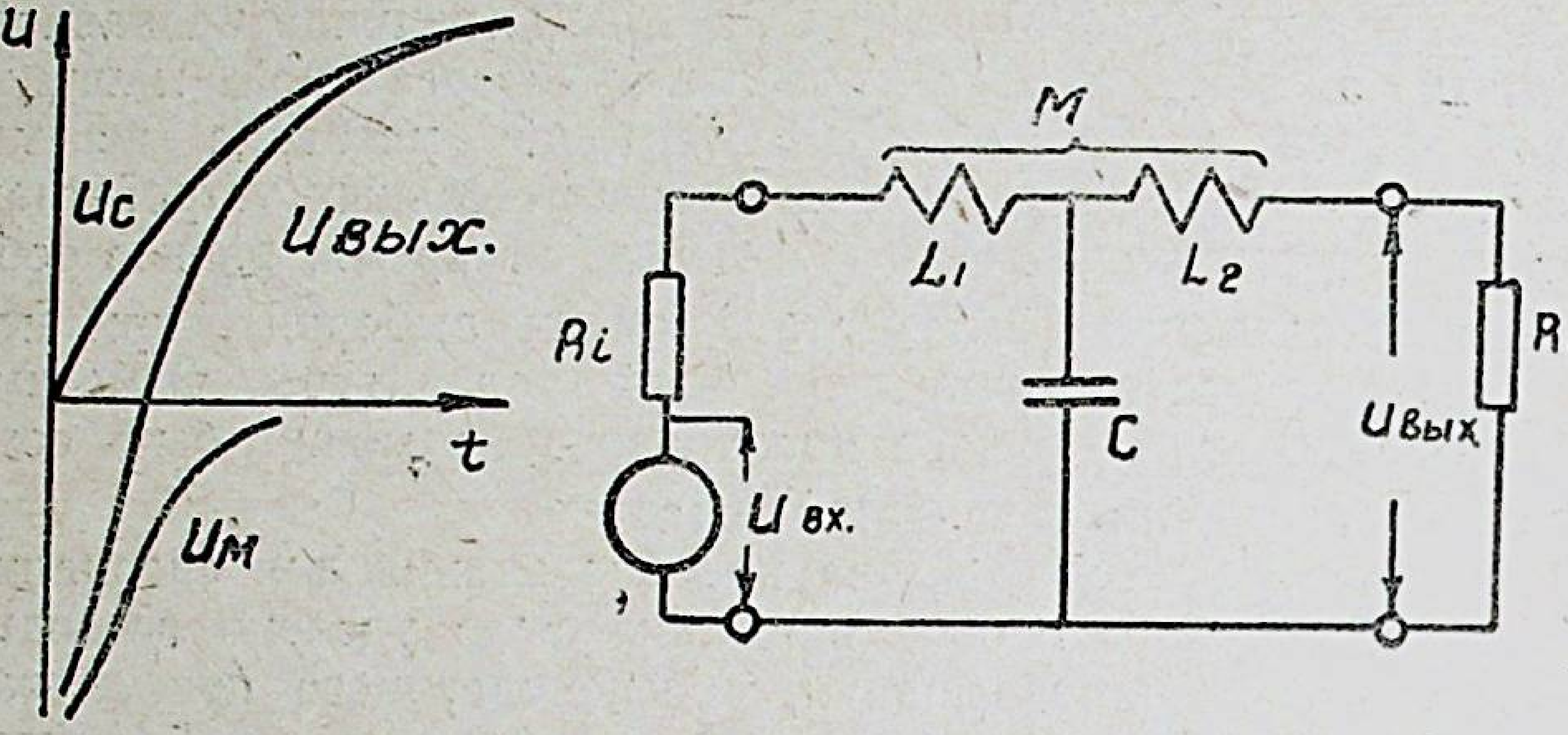

Рис. 1. Схема для образования запаздывания.

смотрением случая нагрузки их на согласованное сопротивление. В случае однозвенной цепи, очевидно, желательно так же рассмотреть переходные процессы и при рассогласовании нагрузки. Как показывает исследование, наличие такого рассогласования позволяет существенно улучшить форму выходного напряжения.

Используя операторный метод анализа, найдем значения переходных токов при единичном включении на входе:

$$i_1 = \frac{1}{2R}\left(1 - e^{-2\frac{1-k}{1+k}t'} + 2\cdot e^{-t'}\cdot\frac{\operatorname{sh}\eta t'}{\eta}\right)\cdot 1(t), \qquad (7)$$

$$i_2 = \frac{1}{2R}\left(1 - e^{-2\frac{1-k}{1+k}t'} - 2\cdot e^{-t'}\cdot\frac{\operatorname{sh}\eta t'}{\eta}\right)\cdot 1(t), \qquad (8)$$

где k — коэффициент связи $\left(k = \frac{M}{L}\right)$, t' — безразмерное время, η — параметр рассогласования нагрузки:

$$t' = \frac{1}{2}\frac{R}{L(1-k)}\cdot t; \qquad \eta = \sqrt{1 - \frac{\rho^2}{k^2}}; \qquad \rho^2 = 8\,\frac{L(1-k)}{C}.$$

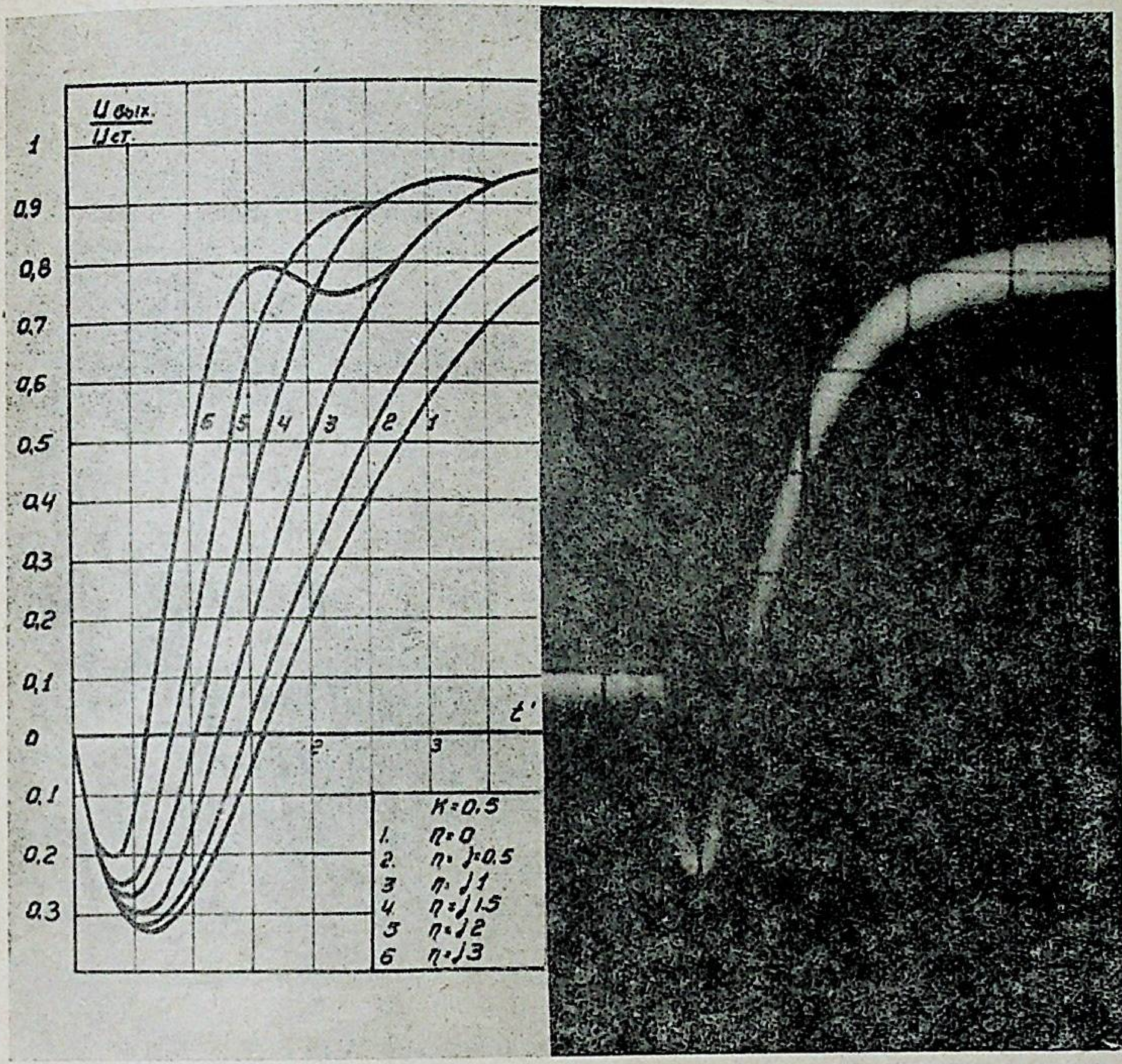

Рис. 2.
Переходная функция цепи задержки для $k=0{,}5$; $\eta=0$; $j\cdot 0{,}5$; $j\cdot 1$; $j\cdot 1{,}5$; $j\cdot 2$; $j\cdot 3$; и контрольная осциллограмма для $\eta=j\cdot 1$.

На рис. 2 приведены, рассчитанные по (8) графики переходной функции рассматриваемой цепи для $k = 0{,}5$ и различных значений η. Там же приведена контрольная осциллограмма для $k = 0{,}5$ и $n = j1$. В диссертации приведены семейства таких кривых для значений $k = 0{,}1$; 0,2; 0,3; 0,4; 0,5; 0,6; 0,7; и соответствующие контрольные осциллограммы.

Рассчет параметров цепи после выбора из графиков желательной формы переходного процесса (выбор k и η) может быть выполнен по следующим формулам:

$$L = \frac{1}{2} R \frac{t_з}{t_з(1-k)}$$

$$C = \frac{8L(1-k)}{(1-\eta^2)R^2}.$$

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. В. И. Шестаков, ред. Синтез электронных вычислительных и управляющих схем. ИЛ, 1954.
2. Garland S. White, Coded Decimal Number System for Digital Computer PIRE 1953, 10.
3. Mynett D. W., Scales of notation, Duodecimal Bull. 1953, № 9.
4. R. Bird, Computing machines input and output El. Engg. 1953, 19.
5. С. Б. Погребинский, Десятично-двоичное и двоично-десятичное преобразование кодов в БВМ. Сб. трудов ИЭ АН УССР, 1955.
6. Леман, О проектировании и построении малых автоматических вычислительных машин с программным управлением. Автоматика и телемеханика, № 1, 1956.
7. А. А. Меерович, Л. Г. Зеличенко, Импульсная техника. Сов. радио, 1953.
8. С. Б. Погребинский, Исследование элементов задержки. Сб. трудов ИЭ АН УССР, 1955.

БФ 07729 17/IV З. № 1044—100

Тип. Изд-ва АН УССР, Киев, Репина, 2.