МИНИСТЕРСТВО НАРОДНОГО ОБРАЗОВАНИЯ ТАДЖИКСКОЙ ССР

ТАДЖИКСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ
им. В. И. ЛЕНИНА

ВОПРОСЫ ТЕХНИЧЕСКОГО И МАТЕМАТИЧЕСКОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ ЭЦВМ "СЕТУНЬ" и "МИНСК-22"

общей редакцией И.У.СОЛИЕВА.

Выпуск I

ДУШАНБЕ 1971г.

О Г Л А В Л Е Н И Е

Подписано к печати 8/УП-71г. КЛ05494
Заказ 195.Тираж 700 экз.Печ.листов 6,5.
Формат бумаги 60 х 84/16.Цена 45 коп.

Отпечатано в Таджикском госуниверситете им.В.И.Ленина.

СОЛИЕВ И.У.

ЭКСПЛУАТАЦИЯ И ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ЭЦВМ "СЕТУНЬ" И "МИНСК-22" В ТАДЖИКСКОМ ГОСУНИВЕРСИТЕТЕ ИМЕНИ В.И.ЛЕНИНА

В В Е Д Е Н И Е

Последние годы знаменуются, как у нас в стране, так и за рубежом, широким использованием электронно-цифровых вычислительных машин (ЭЦВМ). История развития ЭЦВМ насчитывает около двадцати лет. За этот небольшой срок вычислительная техника совершила огромный скачок, и оказалась в одном ряду с выдающимися научными открытиями нашего века.

Применение ЭЦВМ основано на быстром развитии математических методов решения различных задач. Это позволило в значительной мере механизировать и автоматизировать вычисления при научных и инженерных расчетах, а также широко использовать ЭЦВМ в сфере учета, планирования и управления экономикой.

Умелое применение ЭЦВМ позволило уже сегодня облегчить в значительной мере умственную и производственную деятельность человека. Эффект применения машины при этом огромен. Достаточно сказать, что решения только некоторых частных планово-экономических задач приводит к экономии до десятков процентов средств и материальных ресурсов.

Скорость вычислений с помощью электронных машин велика. Так, если счетный работник с помощью арифмометра выполняет до тысячи операций умножения за рабочий день, то эти же операции можно выполнить на ЭЦВМ во время меньше секунды. В настоящее время созданы электронные машины с быстродействием один миллион операций в секунду. Разрабатываются еще более быстродействующие машины.

Однако процесс рационального внедрения ЭЦВМ во все сферы научной и производственной деятельности людей во многом зависит от степени их готовности к автоматизации умственного труда.

Работой ЭЦВМ управляют программы, созданные специалистами различных областей знаний - от математиков до экономистов.

У нас в Таджикском госуниверситете им.В.И.ЛЕНИНА имеются электронно-вычислительные машины "Сетунь" и "Минск-22". В последние годы наибольшее распространение и применение во всех областях народного хозяйства нашла машина "Минск-22".

"Минск-22" представляет собой универсальную электронно-цифровую вычислительную машину широкого назначения. Эта машина широко применяется при решении экономических (планирования, статистического анализа, учета материалов, начисления зарплаты и т.п.), научных и инженерных задач. На основе ЭЦВМ "Минск-22" широко внедряется электронная система обработки данных.

С помощью этой машины производятся нормативно-справочные операции и все виды вычисления. Таким образом, человек освобождается от работы, не требующей особой квалификации. У нас в стране экономисты 80% своего времени тратят на работу, не требующую квалификации. Электронная система обработки данных операций сокращает так же документо-оборот. По всей стране создаются информационные диспетчерские системы, дающие сведения о плане, о фактическом выпуске продукции и т.д., то есть несколько показателей. Такие информационные диспетчерские системы передают информацию по линии связи на главные вычислительные центры, имеющие быстродействующие ЭЦВМ, а при помощи последнего автоматически обрабатывается всевозможная информация. В настоящее время на базе этих систем создаются автоматизированные системы управления (АСУ).

Итак, значение ЭЦВМ в развитии всех областей народного хозяйства велико. В ближайшее время они будут использованы во всех отраслях нашего хозяйства.

I. НАЗНАЧЕНИЕ И ХАРАКТЕРИСТИКА МАШИНЫ "СЕТУНЬ"

Электронно-вычислительная машина "Сетунь", имеющаяся в лаборатории вычислительной математики ТГУ, эксплуатируется с мая 1964 года. Машина используется, в основном, для обеспечения учебного процесса, а также выполняет вычислительные работы, связанные с научными исследованиями кафедр университета.

В настоящее время электронно-вычислительные машины "Сетунь" и "Минск-22" нашли широкое применение во всех областях науки, техники и системы образования. Поэтому обобщение опыта их эксплуатации и использования может представлять определенный интерес для большого круга специалистов, связанных с эксплуатацией и использованием ЭЦВМ подобных типов.

Вычислительная машина "Сетунь" [I] представляет собой малую электронную цифровую автоматическую машину последовательного действия с фиксированной запятой и одноадресной системой команд.

Машина "Сетунь", как любая другая ЭВМ, состоит из шести функциональных устройств: арифметическое устройство (АУ), устройство управления (УУ), оперативно-запоминающее устройство (ОЗУ), запоминающее устройство на магнитном барабане (ЗУ на МБ), устройство ввода (УВв) и устройство вывода (УВыв).

Арифметическое устройство машины служит для производства арифметических и логических операций. Кроме того, арифметическое устройство вырабатывает управляющие сигналы, позволяющие машине автоматически выбирать последующий путь вычислительного процесса в зависимости от получаемых результатов.

Числа и команды в машине представлены троичным кодом с цифрами I,0 и -I. Точность представления чисел - I8 троичных разрядов (эквивалентно 8 десятичных).

Порядки чисел при программировании действий с плавающей запятой представляются пятью троичными разрядами, причем диапозон чисел составляет $\pm 3^{\pm 121}$

(эквивалентно $\pm 10^{\pm 58}$).

Код команды состоит из девяти троичных разрядов, из которых 5 составляют адресную часть, 3 - код операций и 1 используется в качестве признака модификации адреса. При выполнении команд, содержащих в этом разряде цифру "1" или "-1", их адресная часть автоматически изменяется соответственно прибавлением или вычитанием числа, хранящегося в специальном 5-разрядном регистре (индекс-регистр). Машина может выполнить 24 различных команды.

Троичный код, используемый на машине, обладает рядом важных преимуществ, в частности, наилучшее округление чисел и естественное представление отрицательных чисел - знак числа определяется знаком старшей значащей троичной цифры. Пропускная способность каналов в троичном коде в 1,59 раза больше, чем в двоичном. В частности, в операционных устройствах последовательного действия сложение в троичном коде выполняется в 1,59 раза, а умножение в 2,5 раза быстрее, чем в двоичном [2].

Устройство управления машины предназначено для обеспечения автоматического выполнения машиной заданной программы. Устройство управления вырабатывает управляющие сигналы, определяющие ход вычислительного процесса. Короче говоря, устройство управления позволяет автоматическое и ручное управление над всеми функциональными устройствами машины.

Память машины состоит из 2-х ступеней:

а) оперативно-запоминающее устройство машины предназначено для хранения и выдачи информации, промежуточных и конечных результатов. Емкость ОЗУ машины составляет 162 ячейки по 9 троичных разрядов,спроектированных на ферритовых сердечниках, согласно схеме Z ;

б) запоминающее устройство на магнитном барабане, емкостью 1944 ячейки по 9 троичных разрядов.

Передачи информации между запоминающими устройствами производятся группами по 54 девятиразрядных кода. Среднее время обмена информацией одной группы между ОЗУ

и ЗУ на МБ составляет 7,5 тыс. мксек.

Устройство ввода машины осуществляет ввод информаций с пятипозиционной бумажной перфоленты, посредством фотоэлектрического вводного устройства, работающего со скоростью 800 знаков в секунду.

Устройство вывода машины осуществляет вывод информации путем печати буквенно-цифрового текста при помощи электрофицированной пишущей машинки ЭУМ-46 со скоростью 7 знаков в секунду и получением перфоленты посредством перфоратора ПЛ-20 со скоростью 20 строк в секунду.

В заключении характеристики следует отметить, что основными достоинствами машины "Сетунь" являются:

а) сравнительно высокая производительность (до 2 тыс. одноадресных операций в секунду);

б) высокая надежность элементов и узлов машины при использовании недефицитных и недорогих деталей, в основном, ферритовых сердечников и полупроводниковых диодов;

в) применение в качестве основного схемного логического элемента специально разработанного быстродействующего магнитного усилителя с питанием импульсами тока, отличающегося высокой надежностью и долговечностью, обеспечивающий несложность логической структуры и конструкции машины.

2. МАТЕМАТИЧЕСКОЕ ОБСЛУЖИВАНИЕ МАШИНЫ " С Е Т У Н Ь"

Система математического обслуживания, разработанная для машины "Сетунь" [3], учитывает основные особенности этой машины. В составе ее имеются следующие средства автоматизации программирования, разработанные Вычислительным центром МГУ:

1. Система автоматического программирования в буквенно-цифровой форме интерпретатор ПОЛИЗ (польской инверсной записи), обеспечивающий сравнительно высокую производительность и удобство составления программ. На базе этого интерпретатора разработан автокод, позволяющий составлять программу в алфавитно-цифровом виде.

2. Интерпретирующая система ИП-2 для вычислений с 8-ю десятичными знаками.

3. Интерпретирующая система ИП-3 для вычислений с 6-ю десятичными знаками.

4. Интерпретирующая система ИП-4 для вычислений с комплексными числами с 8-ю десятичными знаками.

5. Интерпретирующая система ИП-5 для вычислений с II-ю десятичными знаками.

Каждая из систем ИП-2, ИП-3, ИП-4, ИП-5 автоматизирует обмен информацией между оперативной памятью и магнитным барабаном и осуществляет действия в режиме плавающей запятой по следующим программам:

а) сложение, вычитание, сложение модулей;
б) умножение, деление;
в) извлечение квадратного корня;
г) $\sin x$ и $\cos x$;
д) e^x;
е) $\ln x$;
ж) $\operatorname{arctg} x$;
з) перевод 3→I0 и I0→3.

6. Интерпретирующая система ИП-Н, реализующая систему математических и логических операций большой трехадресной машины (типа М-20) с плавающей запятой и точностью 6 десятичных знаков (разработана Сибирским институтом энергетики).

Помимо перечисленных систем имеется ряд программ для решения типовых задач, максимально использующих возможности машины. В частности, программы для корреляционного и спектрального анализа статистических данных и для решения некоторых задач структурного анализа кристаллов, стандартная подпрограмма для интегрирования системы обыкновенных дифференциальных уравнений методом Рунге-Кутта-Гилла с автоматическим выбором шага, типовая программа получения псевдослучайных чисел, подпрограмма вычисления всех корней многочлена, автоматизированная система статистической обработки материалов измерений, подпрограммы решения систем линейных алгебраических уравнений, вычислений собственных значений и собственных векторов вещественной матрицы, имеющей только вещественные собственные значения, вычисления определителя, обращения матрицы методом окаймления, типовая программа решения системы линейных алгебраических уравнений с симметричной, положительно определенной матрицей методом квадратного корня (ЛАУСК) и другие.

Наряду с этим, силами сотрудников лаборатории вычислительной математики ТГУ, запрограммированы и решены ряд задач по заявкам кафедр университета и сторонних организаций. В частности, разработаны программы: вычисление параметров сейсмического режима, вычисление коэффициентов корреляции между геологическими зонами по числу землетрясений, определение периодов и форм свободных колебаний зданий и сооружений, типовые программы вычисления истинных спектров раствора, расчет характеристик сетевых графиков, вычисление коэффициентов корреляции, решение системы алгебраических уравнений методом итерации; нахождение корней многочлена, вычисление фазовых характеристик, вычисление спектра показателя преломления, типовая программа масштабно-сетевого графика и другие.

3. НАЗНАЧЕНИЕ И ХАРАКТЕРИСТИКА МАШИНЫ "МИНСК-22"

Имеющаяся машина "Минск-22" в лаборатории вычислительной математики ТГУ эксплуатируется с октября I970 года.

"Минск-22" представляет собой универсальную электронно-цифровую вычислительную машину широкого назначения [4]. Универсальность и заключается в равной возможности решения как научно-технических задач, так и планово-экономических , связанных с обработкой больших массивов алфавитно-цифровой информации.

Агрегатная конструкция, широкий парк внешних устройств и возможность варьирования составом устройств машины позволяет удовлетворять потребности любого конкретного применения.

Числа и команды в машине представлены двоичным кодом с цифрами 0 и I. Формы представления чисел – с фиксированной и плавающей запятой.

Машина имеет два режима работы: обычный режим (режим первых образцов машин "Минск-2 (22)" и так называемый модернизированный режим Т. Режим Т повышает производительность машины, удобство программирования и обеспечивает совместимость машины "Минск-22" с новыми моделями машин типа "Минск".

Разрядная сетка машины содержит 37 двоичных разрядов.

Диапазон изменения чисел; с фиксированной запятой от -I до +I, с плавающей запятой от 10^{-19} до 10^{+19}.

Система команд машины – двухадресная, с естественным порядком выполнения команд.

Среднее быстродействие машины при решении задач технического характера до 5 тыс. операций в секунду, при решении экономических задач – до IO тыс. операций в секунду.

Количество индекс-регистров в машине для автоматической модификации команд -I5. Это позволяет программисту находить оптимальные варианты решения задач при составлении программ.

Память машины состоит из двух ступеней:

а) магнитное оперативно-запоминающее устройство состоит из двух ферритовых кубов с общей емкостью 8I92 ячейки, где можно хранить 37-ми разрядные двоичные числа. Время полного обращения к ОЗУ одной группы информации составляет 24 мксек с временем ожидания 6 мксек

б) внешнее запоминающее устройство – накопитель на магнитной ленте (НМЛ), обладает способностью хранить до I,6 миллионов 37-ми разрядных двоичных чисел.

Скорость обмена информацией с машиной до 2-х тысяч чисел в секунду со средним временем поиска зоны 20-25 секунд.

Основной особенностью машины является организация связи с внешними устройствами через единые кодовые числовые информационные каналы. Такое построение машины

привело к экономии оборудования.

Для устранения потерь времени, вызванных работой медленно действующих выводных устройств машины, в устройствах центрального управления предусмотрен блок прерывания программ, обеспечивающий практически одновременную работу АУ и выводных устройств.

Ввод исходных данных в машину производится:

а) с пульта (в двоичной системе счисления);

б) с пятипозиционной телеграфной перфоленты (в десятично-двоичной, восьмерично-двоичной системах счисления и в телеграфном коде);

в) с 80-колонных перфокарт (в двоично-восьмеричной и десятичной системах счисления и алфавитно-цифровой форме).

Вывод результатов из машины производится:

а) на цифровой печатающей механизм (в 8 с/с и IO с/с);

б) на алфавитно-цифровое печатающее устройство АЦПУ-I28;

в) на выходной парфоратор № I (в десятично-двоичной, восьмерично-двоичной системах счисления и в телеграфном коде);

г) на выходной перфоратор № 2 (в телеграфном коде);

д) на выходной перфоратор карт.

Система математического обеспечения машины "Минск-22" сравнительно богата и включает в себя систему программирования на базе современных алгоритмических языков: АЛГОЛ, ФОРТРАН,Автокод для решения инженерных задач АКИ, а также стандартные программы, реализующие различные методы решения задач алгебры, дифференциальных уравнений, численного интегрирования и других часто встречающихся в приложениях математических задач.

С целью ознакомления с библиотекой математического обеспечения машины "Минск-22" в конце приложения дан список стандартных програмы.

4. ИСПОЛЬЗОВАНИЕ МАШИНЫ "СЕТУНЬ" и "МИНСК-22" в УЧЕБНОМ ПРОЦЕССЕ

На машине "Сетунь" выполняют учебные задания студенты механико-математического, физического и экономического факультетов [4]. Общее количество студентов, работающих на машине, достигает 800-900 человек в год.

В результате правильного распределения машинного времени при эксплуатации машины "Сетунь", что было отмечено МВ и ССО СССР, 70% от общего количества машинного времени используется для учебного процесса. Это позволяет обеспечить обучение студентов соответствующих факультетов университета работой с вычислительной техникой.

Студенты механико-математического факультета, обучающиеся по специальности - математик-вычислитель, проходят специализацию на машинах "Сетунь" и "Минск-22". Они выполняют задания по разработке численных методов, программированию, по методам автоматического программирования, по применению экономико-математических методов и вычислительной техники в народном хозяйстве, отладке и решению на машинах конкретных экономико-математических задач.

Студенты этой специальности привлекаются при решении многих народно-хозяйственных задач сотрудниками лаборатории, а также выполняют по этим вопросам курсовое и дипломное проектирование.

Студенты механико-математического факультета других специальностей выполняют на машине "Сетунь" отладку програм, составленных при выполнении практических заданий по курсу "Программирования". Помимо этого, изучают решения различных задач на электронно-цифровых вычислительных машинах (ЭЦВМ), характеристику современных ЭЦВМ, особенности нахождения машинных алгоритмов различных задач.

Студенты физического факультета, обучающиеся по специальности "Физик по эксплуатации ЭВМ", кроме практических заданий по программированию, выполняют лабораторные работы по изучению элементов и узлов ЭВМ, курсовое и дипломное проектирование узлов ЭВМ.

Студенты физического факультета других специальностей, в порядке ознакомления с машиной "Сетунь", выполняют на ней отладку простейших программ по курсу "Вычислительные машины и программирование".

Студенты экономического факультета выполняют на машине "Сетунь" ряд лабораторных заданий при прохождении курса "Счетно-вычислительные машины и программирование". Наряду с этим, студенты данного факультета изучают методы решения экономико-математических задач на ЭЦВМ, разработку и отыскание алгоритмов экономических задач, формы и методы представления экономической информации на ЭЦВМ, разработку автоматизированных систем управления при помощи ЭЦВМ и применение экономико-математических методов и вычислительной техники в народном хозяйстве.

Помимо учебной работы на машинах "Сетунь" и "Минск-22" сотрудниками лаборатории вычислительной математики выполняются научно-исследовательские работы, в основном, по двум направлениям:

I. применение ЭЦВМ "Сетунь" и "Минск-22" в народном хозяйстве;

2. исследование надежности работы элементов и узлов ЭЦВМ.

По первому направлению сотрудниками лаборатории разрабатываются программы решения задач различных отраслей народного хозяйства, в частности, были запрограммированы и решены задачи по применению сетевого планирования и управления, некоторые транспортные задачи, задачи по сейсмологии, оптике, геологии, палеонтологии, биологии, медицине и другие.

По второму направлению исследуются экспериментально надежность работы элементов и узлов ЭЦВМ в климатических условиях Таджикистана и при различных значениях напряжения смещения в цепях логических связей.

Большинство современных ЭЦВМ и, в частности, машины "Сетунь" и "Минск-22" построены на магнитных и полупроводниковых элементах.

Магнитные полупроводниковые цифровые элементы и узлы, построенные из таких долговечных деталей, как ферритовые сердечники и полупроводниковые диоды, и транзисторы, должны быть исключительно надежными. Однако, сильная зависимость параметров ферритовых сердечников и полупроводниковых элементов ставит под сомнение надежность работы этих элементов в нужном диапазоне температур. Поэтому исследование температурной стабильности магнитных полупроводниковых элементов и собранных на этих элементах узлов имеет важное значение. Результаты этих работ опубликованы в [6,7].

Наряду с учебно-научной работой на машинах "Сетунь" и "Минск-22" выполняются расчеты для сторонних организаций по хоздоговорам.

Распределение машинного времени "Сетунь" за I965-70 гг. характеризуется следующей таблицей:

	I965	I966	I967	I968	I969	I970
Общее полезное время за год (в часах)	54I	857	3034	3766	924	295I
В том числе использовано:						
а) на учебный процесс	379	600	I9I4	2400	760	206I
б) на исследовательскую работу кафедр	62	257	920	I046	I64	520
в) по хоздоговорам	I00	-	200	320	-	370

В настоящее время машины "Сетунь" и "Минск-22" в Таджикском госуниверситете эксплуатируются в двухсменном режиме с выключением на воскресные и праздничные дни (машина "Сетунь" выключается на жаркий период года из-за отсутствия холодильной установки). Полезное время составляет I4-I5 часов в рабочие сутки.

В заключение следует отметить, на основе опыта эксплуатации, что машины "Сетунь" и "Минск-22", вместе с разработанной для них системой математического обслуживания, хорошо обеспечивают учебный процесс и позволяют успешно выполнять многие научно-исследовательские расчеты, а также многие задачи различных отраслей народного хозяйства.

ЛИТЕРАТУРА

1. Н.П.БРУСЕНЦОВ, С.Б.МАСЛОВ, В.П. РОЗИН, А.М.ТИШУЛИНА "Малая цифровая вычислительная машина "Сетунь" изд-во МГУ, I965.
2. Н.П.БРУСЕНЦОВ. "Использование троичного кода и трехзначной логики в цифровых машинах". Научный отчет ВЦ МГУ, № 24-ВТ (378), М., Ротапринт ВЦ МГУ, I969.
3. Е.А.ЖОГОЛЕВ. "Особенности программирования и математическое обслуживание для машины "Сетунь". Изд-во МГУ, I964.
4. Техническое описание ЭЦВМ "Минск-22".
5. И.У.СОЛИЕВ . "Опыт эксплуатации и использования вычислительной машины "Сетунь" в Таджикском госуниверситете". "Ученые записки", труды механико-математического факультета, том I, выпуск I, Душанбе, I970.
6. И.У.СОЛИЕВ. "Экспериментальное исследование температурной стабильности магнитных логических элементов". "Ученые записки", труды механико-математического факультета, том I, выпуск I, Душанбе, I970.
7. И.У.СОЛИЕВ. "Экспериментальное исследование температурной стабильности узлов цифровой вычислительной машины". "Ученые записки", труды механико-математического факультета, том I, выпуск I, Душанбе, I970.

И.У.СОЛИЕВ

ИССЛЕДОВАНИЕ НАДЕЖНОСТИ ЭЛЕМЕНТОВ И УЗЛОВ ЭЦВМ

Настоящая работа посвящена вопросу повышения надежности элементов и узлов электронно-цифровых вычислительных машин.

В статье рассматриваются и анализируются результаты экспериментального исследования температурной стабильности магнитных логических элементов и узлов цифровой вычислительной машины в диапазоне температур от $+10^{0}C$ до $+70^{0}C$ и при изменении напряжения смещения в цепях логических связей на $\pm$ 30% от номинального значения, составляющий I вольт [I,2,4]

Настоящая статья является дальнейшим развитием работы [I,2,4] , предложенной Н.П.Брусенцовым, за что и приношу ему глубокую благодарность.

В работах [I,2] были изложены основные результаты экспериментального исследования температурной стабильности магнитных логических элементов и узлов электронно-вычислительной машины "Сетунь" [3], разработанной в Вычислительном Центре МГУ.

Основными достоинствами этой машины являются:

а) сравнительно высокая производительность (до 2 тысяч одноадресных операции в секунду);

б) высокая надежность элементов и узлов машины при использовании недефицитных и недорогих деталей, в основном, ферритовых сердечников и полупроводниковых диодов;

в) применение в качестве основного схемного логического элемента, специально разработанного быстродействующего магнитного усилителя с питанием импульсами тока, отличающегося высокой надежностью и долговечностью, обеспечивший несложность логической структуры и конструкции машины.

Магнитные элементы, построенные из таких долговечных деталей, как ферритовые сердечники и полупро-

водниковые диоды и триоды могут быть исключительно надежными. Однако сильная зависимость параметров ферритовых сердечников и полупроводниковых диодов и триодов от температуры ставит под сомнение надежность работы этих элементов в нужном диапазоне температур. Поэтому исследование температурной стабильности магнитных элементов и составленных из этих элементов узлов имеет важное значение.

Как известно, [3] элементы и узлы машины "Сетунь" построены из троичных элементов. При осуществлении цифровых схем, работающих в троичном коде, образуется путем соединения двух магнитных усилителей таким образом, что импульс, поданный на положительный вход первого усилителя, запрещает второй усилитель, а импульс, поданный на положительный вход второго усилителя, запрещает первый усилитель (рис.I).

Применительно к использованию троичной системы счисления с цифрами I, 0, $\bar{I}$ принято, что наличие импульса на первом (верхнем) входе элемента обозначает цифру "I", наличие импульса на втором входе обозначает цифру "$\bar{I}$", отсутствие импульсов на обоих входах соответствует цифре "0". Очевидно, что при одновременном поступлении импульсов на оба входа также получается нулевой эффект, т.е. импульсы компенсируют друг друга.

Следует отметить, что наличие этой взаимной компенсации импульсов в троичном элементе существенно повышает устойчивость его работы: в случае, когда сигналы ни на один из входов не подаются, происходит взаимная компенсация поступающих на оба входа элемента импульсов-помех. При изменении температуры устойчивость работы элемента может нарушиться, потому что характеристики отдельных сердечников в зависимости от температуры изменяются не одинаково и компенсация возникающих при этом импульсов-помех получается недостаточной.

Расчет температурной стабильности для отдельного магнитного элемента является трудной задачей,

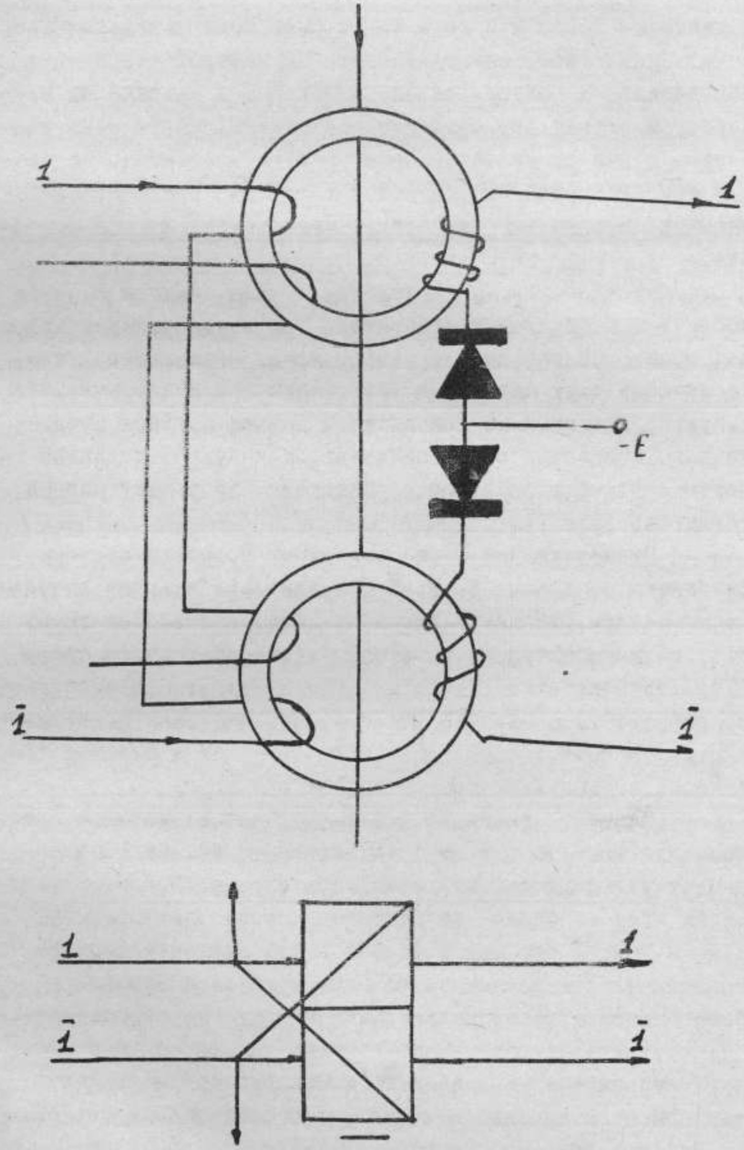

Рис-1.

потому что зависимости, с которыми приходится иметь дело носят сложный нелинейный характер и в достаточной степени еще не изучены. Расчет же температурной стабильности узлов ЭЦВМ, составленных из многих элементов, соединенных сложными логическими связями, является пока и вовсе нереальным. Поэтому температурная стабильность таких узлов исследуется экспериментальным путем.

При значительных изменениях температуры работа элемента становится неустойчивой независимо от ухудшения взаимной компенсации помех. С понижением температуры для перемагничивания сердечника требуется импульс тока все большей амплитуды, поэтому при некоторой пониженной температуре сердечник уже не будет полностью перемагничиваться по предельному циклу гистерезиса подаваемым на вход элемента импульсом тока и передача сигналов элементом станет неустойчивой.

С повышением температуры неустойчивость наступает в основном из-за того, что уменьшается изменение магнитного потока при перемагничивания сердечника. Известно, что при определенной температуре, называемой точкой Кюри, изменение потока сердечника становится равным нулю. При этом, конечно, элемент работать совершенно не способен. Ясно, что при температурах, приближающихся к точке Кюри, работа элемента будет становится все более и более неустойчивой.

Анализ результатов [4] экспериментального исследования температурной стабильности быстродействующего магнитного усилителя с питанием импульсами тока [5], троичного сумматора последовательного действия на три входа и секции регистра множителя (методика проведения экспериментов и описания установки подробно изложены в работах [I,2]), показывает, что при повышении температуры уменьшаются значения основных параметров ферритовых сердечников: остаточной и максимальной индукцией B_r и B_m, коэрцитивной силы Hc, поля старта Нст, порогового поля Нп, коэффициента прямоугольности Кпр, коэффициента квадратности Ккв и коэффициента переключения S_ω. Известно, что с повышением температуры перемагничивание сердечника по предельному циклу гистерезиса происходит с большей скоростью, в результате чего за счет потери основных параметров площадь петли гистерезиса уменьшается, а прямоугольность ее ухудшается.

При охлаждении сердечников наблюдаются обратные явления. При использовании магнитного усилителя с питанием импульсами тока [5] в устройствах, работающих в широком температурном диапазоне необходимо учесть следующее:

I. Падение напряжения на диоде зависит от температуры.

2. Величина тока, пропускаемого диодом, ограничена.

3. Скорость изменения магнитного потока сердечника при фиксированной величине ампервитков намагничивания непостоянна и зависит от температуры.

4. Амплитуды ампервитков намагничивания сердечника в рабочем и в управляющем периодах не равны.

5. Изменение магнитного потока сердечника в области насыщения не равно нулю и зависит от температуры.

Следует отметить, что в диапазоне температур от +I0°C до +70°C и при изменении значения напряжения смещения в цепях логических связей на $\pm$ 20% от номинального , амплитудная по потоку характеристика быстродействующего магнитного усилителя с питанием импульсами тока остается удовлетворительной помеха, не превышающая уровня 0,2 от номинального сигнала, полностью подавляется ячейкой, а выходной сигнал, составляющий уровни 0,8 от номинального усиливается ячейкой до номинального сигнала "I".

Исследование температурной стабильности троичного сумматора на три входа и секции регистра множителя показали, что эти узлы работали совершенно устойчиво в диапазоне температур от +I0°C до +70°C и при изменении значения напряжения смещения в цепях логических связей на $\pm$ 20% от номинального значения.

Таким образом, надежность исследованных элементов и узлов вполне достаточна.

ЛИТЕРАТУРА

1. И.У. СОЛИЕВ "Экспериментальное исследование температурной стабильности магнитных логических элементов". "Ученые записки", труды механико-математического факультета. Том I, выпуск I, Душанбе, 1970г.
2. И.У.СОЛИЕВ "Экспериментальное исследование температурной стабильности узлов цифровой вычислительной машины". "Ученые записки", труды механико-математического факультета, том I, выпуск I, Душанбе, 1970г.
3. Н.П.БРУСЕНЦОВ, С.П.МАСЛОВ, В.П.РОЗИН, А.М.ТИШУЛИНА "Малая цифровая вычислительная машина "Сетунь". Изд-во МГУ, I965г.
4. И.У.СОЛИЕВ "Анализ результатов экспериментального исследования температурной стабильности магнитных логических элементов ЭЦВМ". В тезисах докладов научной конференции преподавателей ТГУ им.В.И.ЛЕНИНА, посвященной I00-летию со дня рождения В.И.ЛЕНИНА, Душанбе, I970г.
5. Н.П.БРУСЕНЦОВ "Цифровые элементы типа быстродействующих магнитных усилителей с питанием импульсами тока". В сборнике статей "Магнитные цифровые элементы и устройства". Под редакцией Н.П.Брусенцова и С.П.Маслова, изд-во МГУ, I966г.

Н.Н.ЮХАНОНОВ.

НЕКОТОРЫЕ ПРИБЛИЖЕННЫЕ МЕТОДЫ РЕШЕНИЯ ОБЩЕЙ ГРАНИЧНОЙ ЗАДАЧИ ЛИНЕЙНОГО СОПРЯЖЕНИЯ ТЕОРИИ АНАЛИТИЧЕСКИХ ФУНКЦИЙ.

Постановка задачи. Пусть $\mathcal{D}^+$ - многосвязная область ограниченная кривой $\Gamma = \Gamma_0 + \Gamma_1 + \dots + \Gamma_p$, где Γ_i - замкнутые кривые Ляпунова, причем Γ_0 содержит внутри себя все остальные. Через $\mathcal{D}^-$ обозначим дополнение $\mathcal{D}^+ + \Gamma$ до полной плоскости.
Требуется найти функции $\Phi^+(z)$ и $\Phi^-(z)$ - аналитические соответственно в $\mathcal{D}^+$ и $\mathcal{D}^-$ угловые граничные значения, которых на Γ удовлетворяют следующему условию:

$$\Phi^+(t) = a(t)\,\Phi^-(t) + b(t)\,\overline{\Phi^-(t)} + c(t), \quad \Phi^-(\infty)=0 \qquad (A)$$

где $a(t)$, $b(t)$, $c(t)$ - заданные на Γ функции.

Эту задачу в 1946 году поставил впервые А.И.Маркушевич [I] и исследовал её при $a(t) \equiv c(t) \equiv 0$, $b(t) \equiv 1$
Н.П.Векуа [2] свел её к сингулярному интегральному уравнению, получил условие нормальной разрешимости $a(t) \neq 0$ и доказал её разрешимость в классе мераморфных функций, что же касается класса голоморфных функций, то имелись лишь утверждения типа теоремы Нетера. Точные теоремы для задачи (A) в эллиптическом случае, то есть при $|a(t)| > |b(t)|$ получены Л.Г.Михайловым [3] и Б.В.Боярским [4].
Параболический случай $|a(t)| \equiv |b(t)|$ для односвязной области исследован впервые Л.Г.Михайловым, а для многосвязной области И.Х.Сабитовым [5]. Не предполагая выполнения условий типа $|a(t)| > |b(t)|$ или $|a(t)| \equiv |b(t)|$, или $|a(t)| < |b(t)|$ И.Х.Сабитов провел исследование этой задачи для круга [6] и задачу (A) со сдвигом [7].

Однако во всех этих работах явные решения задачи (A) даже в квадратурах не даются. Поэтому возникает

потребность дать приближенные методы решения краевой задачи (A), некоторые из которых мы и рассматриваем в настоящей работе.

Отметим, что приближенные методы решения задачи (A) при $b(t) \equiv 0$, то есть краевой задачи Римана рассмотрены в работах Батырева А.В. [8], Манджавидзе Г.Ф. [9] и Иванова В.В. [IO]. Но насколько нам известно приближенные методы решений задачи (A) при $b \not\equiv 0$ ранее ни кем не рассматривались.

Всюду в работе через l обозначим число линейно независимых над полем вещественных чисел решений однородной, а через p - число вещественных условий разрешимости неоднородной задачи (A).

§ I. ПРИБЛИЖЕННОЕ РЕШЕНИЕ ЗАДАЧИ (А) ДЛЯ КРУГА СПОСОБОМ ПРИБЛИЖЕНИЯ КОЭФФИЦИЕНТОВ $a(t)$ И $b(t)$ ЧАСТНЫМИ СУММАМИ РЯДОВ ФУРЬЕ.

Пусть в задаче (A) $a(t) \neq 0$, $a(t)$, $b(t)$, $c(t)$ функции удовлетворяющие условию Гельдера на Γ $(\Gamma: |t|=1)$. Будем считать, что разложение функции $b(t)$ в ряд Фурье на единичной окружности содержит конечное число членов с отрицательными степенями, то есть

$$b(t) = \sum_{k=-m}^{\infty} b_k t^k, \quad b_{-m} \neq 0$$

Вводя аналитические функции $\varphi^+(z) = \overline{\Phi^-\left(\frac{1}{\bar z}\right)}, z \in \mathcal{D}^-$ и $\varphi^+(t) = \overline{\Phi^-(t)}$ [II] перепишем краевое условие (A) в следующем виде

$$\Omega^+(t) = a_1(t)\,\Phi^-(t) + c_1(t) \qquad (1)$$

где

$$a_1(t) = t^m a(t), \quad c_1(t) = t^m c(t),$$

$$\Omega^+(z) = z^m\,\Phi^+(t) - b_1^+(z)\,\varphi^+(z) \qquad (2)$$

$$b_1^+(t) = t^m b(t) = b_{-m} + b_{-m+1} t + \dots + b_0 t^m + \dots + b_m t^{2m} + \dots$$

Для того, чтобы из решения $\Omega^+(z)$ задачи (I) можно было получить решения $\varphi^+(z)$ задачи (A), надо потребовать, чтобы сумма $\Omega^+(z) + b_1^+(z)\,\varphi^+(z)$ имела нуль порядка не ниже m в точке $z = 0$.
Пусть $\Omega^+(z)$ и $\Phi^-(z)$ имеют следующие разложения соответственно в точках $z = 0$ и $z = \infty$:

$$\Omega^+(z) = \alpha_0 + \alpha_1 z + \dots + \alpha_{m-1} z^{m-1}\,\Omega_0^+(z), \tag{3}$$

$$\Phi^-(z) = \frac{\beta_1}{z} + \frac{\beta_2}{z^2} + \dots + \frac{\beta_{m-1}}{z^{m-1}} + \frac{\Phi_0^-(z)}{z^{m-1}}, \quad \Phi_0^-(\infty) = 0 \tag{4}$$

Из условия регулярности в точке $z = 0$ функции $\varphi^+(z)$, определяемой из (2) имеем:

$$\alpha_0 = 0;\ \alpha_1 = -b_{-m}\bar\beta_1;\ \dots;\ \alpha_{m-1} = -b_{-m}\bar\beta_{m-1} - \dots - b_{-2}\bar\beta_1 \tag{5}$$

Подставляя (3) и (4) в (I) и имея в виду (5), получим краевое условие для $\Omega_0^+(z)$ и $\Phi_0^-(z)$:

$$\Omega_0^+(t) = t^{-m+1} a(t)\,\Phi_0^-(t) + c(t) + \gamma(t), \tag{6}$$

где

$$\gamma(t) = -b_{-m}\bar\beta_1 t^{-m+1} - \dots - \left(-b_{-m}\bar\beta_{m-1} - \dots - b_{-2}\bar\beta_1\right) t^{-1} +$$

$$+ a(t)\left(\beta_1 t^{-1} + \beta_2 t^{-2} + \dots + \beta_{m-1} t^{-m+1}\right).$$

Итак, мы пришли к задаче Римана (6) для которой справедливы теоремы Гахова Ф.Д.[I2] , а для задачи (A) теорема И.Х.Сабитова [6] .

Пусть

$$\varkappa = \mathrm{Ind}_\Gamma\, a(t) = \frac{1}{2\pi}\left\{\arg a(t)\right\}_\Gamma$$

Следуя работе [8] приблизим функцию $a(t)$ частичной суммой ряда Фурье равномерно сходящийся к функции $a(t)$, то есть следующей рациональной функцией

$$R_N(t) = \sum_{k=-N}^{N} a_k t^k$$

Очевидно, что если $a(t) \neq 0$, то при достаточно больших N рациональная функция $R_N(t) \neq 0$.
Легко показать, что при достаточно больших N

$$\mathrm{Ind}_\Gamma\, a(t) = \mathrm{Ind}_\Gamma\, R_N(t) \tag{7}$$

На самом деле так как $a(t) = R_N + \alpha$ (α - остаток ряда Фурье функции $a(t)$) и

$$R_N(t) = a(t)\left[1 - \frac{\alpha}{a(t)}\right],$$ то выбирая число N таким образом, чтобы $\left|\frac{\alpha}{a(t)}\right| < 1$, имеем $\mathrm{Re}\left[1 - \frac{\alpha}{a(t)}\right] > 0$.
Поэтому $\mathrm{Ind}_\Gamma\left[1 - \frac{\alpha}{a(t)}\right] = 0$ и следовательно справедливо равенство (7).
Заменяя в (6) $a(t)$ через $R_N(t)$ вместо точного граничного условия (6), получим приближенное

$$\Omega_{0n}^+(t) = R_N(t)\, t^{-m+1}\,\Phi_{0n}^-(t) + c(t) + \gamma(t) \tag{8}$$

Пусть n индекс первого из коэффициентов a_{-N}, $a_{-N+1}, a_{-N+2}, \dots, a_{-1}$ отличного от нуля, $n \leq N$. Представим $R_N(t)$ в следующем виде:

$$R_N(t) = t^{-n}\cdot P_{n+\varkappa}^+(t)\cdot P_{N-\varkappa}^-(t), \tag{9}$$

где $P_{n+\varkappa}^+(t)$ - полином степени $n+\varkappa$ все нули, которого принадлежат области $\mathcal{D}^+$, а

$P_{N-\varkappa}^-(t)$ - полином степени $N-\varkappa$ все нули которого принадлежат области $\mathcal{D}^-$. Такое представление теоретически всегда возможно. Практически в крайнем случае такое представление можно осуществить, если определить приближенно корни многочлена $t^n R_N(t)$ [13, 14] .

Теперь граничное условие (8) представим в виде:

$$\frac{\Omega^+_{on}(t)}{P^-_{N-\varkappa}(t)} - \frac{P^+_{n+\varkappa}(t)}{t^{m+n-1}}\Phi^-_{on}(t) = \frac{c(t)+\gamma(t)}{P^-_{N-\varkappa}(t)} \qquad (10)$$

Итак, мы пришли к задаче о скачке [12, 8].

Приблизим функцию $c_2(t) \equiv \dfrac{c(t)+\gamma(t)}{P^-_{N-\varkappa}(t)}$

частичной суммой ряда Фурье равномерно сходящийся к $c_2(t)$

$$c_2(t) \approx \sum_{k=-\tau}^{\tau} d_k t^k = \sigma_\tau(t) + \omega_\tau\left(\frac{1}{t}\right),$$

где $\sigma_\tau(t)$ и $\omega_\tau\left(\frac{1}{t}\right)$ - полиномы степени τ от своих аргументов, коэффициенты которых содержат $2(m-1)$ вещественных произвольных постоянных β'_i и β''_i, $\beta_i = \beta'_i + i\beta''_i$

Теперь условие (10) заменится следующим приближенным:

$$\frac{\tilde{\Omega}^+_{on}(t)}{P^-_{N-\varkappa}(t)} + \sigma_\tau(t) = \frac{P^+_{n-\varkappa}}{t^{m+n-1}}\tilde{\Phi}^-_{on} + \omega_\tau\left(\frac{1}{t}\right) \qquad (11)$$

Рассмотрим отдельно случай $\varkappa \geqslant m-1$ и $\varkappa < m-1$.

I. СЛУЧАЙ $\varkappa \geqslant m-1$. Применяя к равенству (11) теорему об аналитическом продолжении и обобщенную теорему Лиувилля, получим

$$\tilde{\Omega}^+_{on}(z) = \left[\mathcal{P}_{\varkappa-m}(z) - \sigma_\tau(z)\right] P^-_{N-\varkappa}(z)$$

$$\tilde{\Phi}^-_{on}(z) = \left[\mathcal{P}_{\varkappa-m}(z) - \omega_\tau\left(\frac{1}{z}\right)\right]\frac{z^{m+n-1}}{P^+_{n+\varkappa}(z)} \qquad (12)$$

В правых частях этих равенств входят $2\varkappa$ вещественных произвольных постоянных из них $2(\varkappa-m+1)$ вещественных коэффициентов полинома $\mathcal{P}_{\varkappa-m}(z)$ и $2(m-1)$ - постоянные β'_i и β''_i, входящиеся в коэффициенты полиномов $\sigma_\tau(z)$ и $\omega_\tau\left(\frac{1}{z}\right)$.

Теперь для того, чтобы получить приближенные решения задачи (A) подставим в (3) и (4) вместо точного решения приближенные решения $\tilde{\Omega}^+_{on}(z)$ и $\tilde{\Phi}^-_{on}(z)$, а (5) в (3) и имея в виду (6), получим:

$$\tilde{\Phi}^-_n(z) = \frac{\beta_1}{z} + \frac{\beta_2}{z^2} + \cdots + \frac{\beta_{m-1}}{z^{m-1}} +$$

$$+ z^{n-1}\left[\mathcal{P}_{\varkappa+m}(z) - \omega_\tau\left(\frac{1}{z}\right)\right]\frac{1}{P^+_{n+\varkappa}(z)},$$

$$\tilde{\Phi}^+_n(z) = \left[\bar{\beta}_{m+1} b_{-m+1} + \bar{\beta}_{m-2} b_{-m+2} + \cdots + b_{-2}\bar{\beta}_2\right] +$$

$$+\left[\bar{\beta}_{m-1} b_{-m+2} + \bar{\beta}_{m-2} b_{-m+3} + \cdots + b_{-2}\bar{\beta}_3\right] z +$$

$$+\left[\bar{\beta}_{m-1} b_{-m+3} + \cdots + b_{-2}\beta_4\right] z^2 + \cdots + \bar{\beta}_{m-1} b_{-2} z^{m-3} +$$

$$+\left[b_{-m} z^{-1} + b_{-m+1} + b_{-m+2} z + \cdots + b_2 z^{m-3}\right]\cdot$$

$$\cdot\left[\overline{\mathcal{P}_{\varkappa-m}\left(\frac{1}{\bar z}\right)} - \overline{\omega_\tau(\bar z)}\right]\cdot\frac{1}{z^{m+n-1}\,\overline{P^+_{n+\varkappa}\left(\frac{1}{\bar z}\right)}} +$$

$$+\left[b_{-1} z^{m-1} + b_0 z^m + b_1 z^{m+1} + \cdots\right]\Big\{\beta_1 z +$$

$$+ \bar{\beta}_2 z^2 + \cdots + \bar{\beta}_{m-1} z^{m-1} +$$

$$+\frac{1}{P^+_{n+\varkappa}\left(\frac{1}{\bar z}\right) z^n}\left[\overline{\mathcal{P}_{\varkappa-m}\left(\frac{1}{\bar z}\right)}-\overline{\omega_\tau(\bar z)}\right\}+$$

$$+\left[\mathcal{P}_{\varkappa-m}(z)-\tilde{\sigma}_\tau(z)\right]P^-_{N-\varkappa}(z).$$

2. СЛУЧАЙ $\varkappa < m-1$. В этом случае функция $P^+_{n+\varkappa}(z)\, z^{-m-n+1}\cdot\tilde{\Phi}^-_{on}(z)$ на бесконечности не имеет полюс, а обращается в нуль порядка $m-\varkappa-1$ Поэтому решения задачи (II) даются формулами (I2), где нужно положить $\mathcal{P}_{\varkappa-m}(z)\equiv 0$. Но функция

$\tilde{\Phi}^-_{on}(z)$ определяемая формулой (I2) имеет на бесконечности полюс порядка $m-\varkappa-1$ Для того, чтобы $\tilde{\Phi}^-_{on}(z)$ была регулярной необходимо и достаточно чтобы

$$d_{-k}=0 \quad k=1,2,\ldots,m-\varkappa-1\le\tau \tag{13}$$

где d_{-k} - коэффициенты Фурье функции $C_2(t)$. Таким образом мы получили действительную систему $2(m-\varkappa-1)$ линейных алгебраических уравнений с $2(m-1)$ - действительными неизвестными β_i' и β_i''. Далее рассуждая аналогично тому, как это сделано в работе [6] мы получим теорему И.Х.Сабитова [6]. Приближенные решения как однородной так и неоднородной задачи (A), если они имеются даются формулами (I2), в которых вместо некоторых из произвольных постоянных β_i' и β_i'' поставлены их значения определенные из системы (I3) через остальные.

Рассмотрим теперь вопрос об оценке погрешности приближенного решения и сходимости метода. Согласно [8] для однородной задачи (6) справедливы следующие оценки погрешности приближенных решений Ω^+_{on} и Φ^-_{on}

которые появляются после замены $a(t)$ рациональной функцией $R_N(t)$:

$$\left|\Omega^+_o-\Omega^+_{on}\right|\le A_1A_2\rho_n\left[1+\frac{2}{m}+\ln\pi+\frac{1}{\alpha}\ln\frac{K m^2}{2\pi\alpha}+\right.$$

$$\left.+\frac{1}{\alpha}\ln\frac{1}{A_2\rho_n}\right]\le A_3\rho_n\ln\frac{1}{\rho_n},$$

$$\left|\Phi^-_o-\Phi^-_{on}\right|\le A_3\rho_n\ln\frac{1}{\rho_n},$$

где

$$\rho_n=\max_t\left|a(t)-\sum_{k=-N}^{N}a_k t^k\right|,$$

K - коэффициент, а α - показатель Гельдера функции $a(t)$, A_1 и A_2 - постоянные такие, что

$$\left|e^{\varphi^+(t)}-e^{\varphi^+_n(t)}\right|\le A_1\left|\varphi^+(t)-\varphi^+_n\right|;\quad \frac{\rho_n}{q-\rho_n}\le A_2\rho_n$$

$$q=\min_t|a(t)| \quad \text{и} \quad 0<m<\frac{d}{s}<1,$$

d - длина любой хорды с наименьшей стягивающей ею дуги s окружности $|t|=1$.
В [8] также доказано, что погрешность приближенного решения задачи о скачке (IO), которая появляется за счет приближения $C_2(t)$ частичной суммой ряда Фурье, имеет следующую оценку

$$\left|\frac{\tilde{\Omega}^+_{on}(t)}{P^-_{N-\varkappa}(t)}-\frac{\Omega^+_{on}(t)}{P^-_{N-\varkappa}(t)}\right|\le\rho_n'\left[1+\frac{2}{m}+\ln\pi+\right.$$

$$\left.+\frac{1}{\mu}\ln\frac{M m^2}{2\pi\mu}+\frac{1}{\mu}\ln\frac{1}{\rho_n'}\right]\le A_4\rho_n'\ln\frac{1}{\rho_n'},$$

где

$$\rho_n'=\max_t\left[C_2(t)-\sum_{k=-\tau}^{\tau}d_k t^k\right],$$

а $\mathcal{M}$ - коэффициент, μ - показатель Гельдера функции $c_2(t)$,

$$|P^+_{n+\varkappa}(t)\, t^{m+n-1}|\,|\tilde\Phi^-_{0n} - \Phi^-_{0n}| \le A_4 \rho'_n \ln\frac{1}{\rho'_n}$$

или отсюда

$$|\tilde\Omega^+_{0n}(t) - \Omega^+_{0n}(t)| \le \max_t |P^-_{N-\varkappa}(t)|\, A_4 \rho'_n \ln\frac{1}{\rho'_n}$$

$$|\tilde\Phi^-_{0n}(t) - \Phi^-_{0n}(t)| \le \frac{1}{\min|P^+_{n+\varkappa}(t)|}\, A_4\rho'_n \ln\frac{1}{\rho'_n}.$$

Теперь для приближенных решений задачи (A) имеем следующие оценки:

$$|\Phi^-(t) - \tilde\Phi^-_{0n}(t)| \le |\Phi^-_0(t) - \Phi^-_{0n}(t)| + |\Phi^-_{0n} - \tilde\Phi^-_{0n}| \le$$

$$\le A_3\rho_n \ln\frac{1}{\rho_n} + \max_t \left|\frac{1}{P^+_{n+\varkappa}(t)}\right| A_4 \rho'_n\ln\frac{1}{\rho'_n} \le$$

$$\le A_5 \tau_n \ln\frac{1}{\tau_n},$$

$$|\Phi^+(t) - \tilde\Phi^+_n(t)| \le |\Omega^+(t) - b_1^+(t)\Phi^-(t) - \tilde\Omega^+_n(t) + b_1^+\tilde\Phi^-_n(t)| \le$$

$$\le |\Omega^+(t) - \Omega^+_n| + |\Omega^+_n - \tilde\Omega^+_n| + \max|b_1^+(t)|\,[\,|\Phi^-(t) -$$

$$- \Phi^-_n| + |\Phi^-_n - \tilde\Phi^-_n|\,] \le A_6\tau_n\ln\frac{1}{\tau_n},$$

где

$$\tau_n = \max\{\rho_n, \rho'_n\}.$$

Эти оценки показывают, что приближенные решения задачи (A) - $\tilde\Phi^\pm_n(z)$ сходятся к точному.

§ 2. РЕШЕНИЕ ЗАДАЧИ (А) ДЛЯ КРУГА МЕТОДОМ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНЫХ ПРИБЛИЖЕНИЙ.

В первом параграфе мы рассмотрели приближенное решение задачи (А) в предположении, что разложение в в ряд Фурье содержит конечное число членов с отрицательными степенями. В этом параграфе не предполагая выполнения этого условия, мы решим задачу (A) приближенно другим методом, в котором используется идея работы [9].
Пусть $0 \ne a(t), b(t), c(t) \in H(\Gamma)$, где $H(\Gamma)$ - полное линейное нормированное пространство функций $f(t)$, удовлетворяющих на Γ условию Гёльдера. Норму этого пространства определим следующим образом

$$\|f(t)\|_H = \max_t|f(t)| + \sup_t\left[|f(t_1)-f(t_2)|\cdot|t_1-t_2|^{-\alpha}\right],\ 0<\alpha<1.$$

Приблизим функции $a(t)$ и $b(t)$ следующими частичными суммами сходящихся рядов Фурье:

$$K_N(t) = \sum_{k=-N}^{N} a_k t^k,\quad \tau_N(t) = \sum_{k=-N}^{N} b_k t^k$$

Пусть N - наименьшее из всех номеров, для которых имеют место неравенства

$$q \equiv \frac{1+S_N}{2}\left\|\frac{1}{K_N(t)}\right\|\left[\|a-K_N\|_H + \|b-\tau_N\|_H\right] < 1$$

(где S_N норма оператора $S\varphi = \frac{1}{\pi i}\int_\Gamma\frac{\varphi\, d\tau}{\tau - t}$)

и равенство $\varkappa = \mathrm{Ind}_\Gamma\, a(t) = \mathrm{Ind}_\Gamma\, K_N(t)$.

Такой номер N существует так как возможен равномерное приближение непрерывной функции рациональными, ряд Фурье для функции $b(t)$ сходится по норме $L_2(\Gamma)$ и индекс непрерывной функции устойчив.

Обозначим через m и n соответственно индексы первого из коэффициентов последовательностей $a_{-N}, a_{-N+1}, \dots, a_{-1}$ и $b_{-N}, b_{-N+1}, \dots, b_{-1}$ отличного от нуля,

Запишем теперь условие (A) в следующем виде:

$$\Omega^+(t) - t^m R_N(t)\,\Phi^-(t) = t^m\Big\{\big[a(t)-R_N(t)\big]\,\Phi^-(t) +$$

$$+\big[b(t) - \tau_N(t)\big]\,\overline{\Phi^-(t)} + c(t)\Big\}\,, \qquad (15)$$

где $\Omega^+(z) = Z^m \Phi^+(t) - Q_{m+N}(z)\,\overline{\varphi^+(z)}$,

$$Q_{m+N}(z) = Z^m \tau_N(z)\,,\quad \varphi^+(z) = \overline{\Phi^-\Big(\frac{1}{\bar z}\Big)},\ z\in\mathcal{D}^-.$$

Подставляя (9), а также (3), (5) в (I5) и имея ввиду (5), получим:

$$\Psi^+(t) - \Psi^-(t) = A(t)\,\Psi(t) + B(t)\,\overline{\Psi^-(t)} + C_1(t)\,, \qquad (17)$$

где

$$\Psi^+(z) = \frac{\Omega_0^+(z)}{P^-_{N-\varkappa}(z)}\,,\quad \Psi^-(z) = Z^{-m-n+1} P^+_{n+\varkappa}(z)\,\Phi_0^-(z)\,, \qquad (18)$$

$$A(t) = \frac{a(t)-R_N(t)}{R_N(t)}\,;\quad B(t) = \frac{b(t)-\tau_N(t)}{R_N(t)}\cdot\frac{P^+_{n+\varkappa}\,\bar t^{\,n}}{\overline{P^+_{n+\varkappa}(t)}\,t^n}\,;$$

$$C_1(t) = \frac{1}{P^-_{N-\varkappa}(t)}\Big[c(t) + b_{-m}\bar\beta_1 t^{-m+1} + \dots + (b_{-m}\bar\beta_{m-1} +$$

$$+\dots + b_{-2}\bar\beta_1)\,t^{-1} + \big[a(t)-R_N(t)\big]\big[\beta_1 t^{-1} + \dots + \beta_{m-1}t^{-m+1}\big] +$$

$$+\big[b(t)-\tau_N(t)\big]\big[\beta_1 t^{-1} + \dots + \beta_{m-1}t^{-m+1}\big]\Big].$$

Здесь β_i – произвольные постоянные.

Как и в первом параграфе рассмотрим два случая:

I) Пусть $\varkappa \geq m-1$. Задача (I7) относительно $\Psi^\pm(z)$ есть „задача о скачке" и $\Psi^-(z)$

на ∞ имеет полюс порядка $\varkappa - m$. Поэтому $\Psi^+(z)$ представимо в следующем виде [I2]:

$$\Psi(z) = \frac{1}{2\pi i}\int_\Gamma \frac{A(\tau)\Psi^-(\tau) + B(\tau)\overline{\Psi^-(\tau)} + C_1(\tau)}{\tau - z} + \mathcal{P}_{\varkappa-m}(z)\,,$$

где $\mathcal{P}_{\varkappa-m}(z)$ – произвольный полином степени $\varkappa-m$.

Теперь, следуя (9) запишем следующую рекурентную формулу для определения приближенного решения задачи (I7)

$$\Psi_k(z) = \frac{1}{2\pi i}\int_\Gamma \frac{A(\tau)\Psi^-_{k-1}(\tau) - B(\tau)\overline{\Psi^-_{k-1}(\tau)} + C_1(\tau)}{\tau - z}\,d\tau + \mathcal{P}_{\varkappa-m}(z) \qquad (19)$$

Здесь и всюду в этом параграфе через Ψ_k будем обозначать K-ое приближение функции Ψ.

Докажем, что последовательность (I9) сходится к $\Psi(z)$ по норме пространства $H(\Gamma)$.

По формуле Сохоцкого-Племеля [I2] определим предельные значения аналитической функции $\Psi_k(z)$.

$$\Psi_k^\pm(t) = \pm\frac{1}{2}\Big[A(t)\Psi^-_{k-1}(t) + B(t)\overline{\Psi^-_{k-1}(t)} + C_1(t)\Big] + \mathcal{P}_{\varkappa-m}(t) +$$

$$+\frac{1}{2\pi i}\int_\Gamma \frac{A(\tau)\Psi^-_{k-1}(\tau) + B(\tau)\overline{\Psi^-_{k-1}(\tau)} + C_1(\tau)}{\tau - t}\,d\tau$$

Оценим следующую норму разности:

$$\|\Psi_k^\pm(t) - \Psi^\pm(t)\|_H \leq \big[\|A(t)\|_H + \|B(t)\|_H\big]\cdot$$

$$\cdot\|\Psi^-_{k-1}(t) - \Psi^-_{k-2}(t)\|_H \leq q\,\|\Psi^-_{k-1} - \Psi^-_{k-2}\|_H \qquad (20)$$

Учитывая неравенство (20) оценим следующую норму разности

$$\|\Psi^{\pm}_{k+p} - \Psi^{\pm}_{k}\|_H \le \|\Psi^{\pm}_{k-1} - \Psi^{\pm}_{k}\| + \|\Psi^{\pm}_{k+2} - \Psi^{\pm}_{k+1}\| +$$

$$+ \dots + \|\Psi^{\pm}_{k+p} - \Psi^{\pm}_{k+p-1}\| \le q\|\Psi^{-}_{k} - \Psi^{-}_{k-1}\| +$$

$$+ q^2\|\Psi^{-}_{k} - \Psi^{-}_{k-1}\| + \dots + q^p\|\Psi^{-}_{k} - \Psi^{-}_{k-1}\| \le$$

$$\le \frac{q}{1-q}\|\Psi^{-}_{k} - \Psi^{-}_{k-1}\| \le \frac{q^k}{1-q}\|\Psi^{-}_{1} - \Psi^{-}_{0}\|_H$$

Теперь очевидно, что последовательности $\Psi^{\pm}_k$ сходятся по норме пространства $H(\Gamma)$, следовательно $\Psi_k(t)$ сходится к кусочно голоморфной функции $\Psi(t)$. Принимая за нулевое приближение

$$\Psi^{-}_0(t) = -\frac{1}{2}c_1(t) + \frac{1}{2\pi i}\int_\Gamma \frac{c_1(\tau)}{\tau - t}d\tau + \mathcal{P}_{\varkappa-m}(t)$$

и устремляя p к бесконечности, получим оценку погрешности метода

$$\|\Psi^{\pm} - \Psi^{\pm}_k\|_H \le \frac{q^{k+1}}{1-q}\|\Psi^{-}_0\|_H \qquad (21)$$

Итак, при $\varkappa \geqslant m-1$ все приближенные решения задачи (I7) определяются по формуле (I9) с погрешностью (2I). Приближенные значения для $\Omega^{+}_{\circ}(z)$ и $\Phi^{-}_{\circ}(z)$ определим из (I8) подставляя в него вместо $\Psi^{\pm}(z)$ функции $\Psi^{\pm}_k(z)$ найденные по формуле (I9). Далее из равенств (3) и (4) определим приближенные решения задачи (I5) – $\Omega^{+}_k(z)$ и $\Phi^{-}_k(z)$ и наконец, по формуле (I7) найдем $\Phi^{+}_k(z)$.

Так как

$$\|\Psi^{+}(t) - \Psi^{+}_k(t)\|_H = \left\|\frac{\Omega^{+}_0(t)}{P^{-}_{N-\varkappa}(t)} - \frac{\Omega^{+}_{0k}(t)}{P^{-}_{N-\varkappa}(t)}\right\|_H$$

$$\|\Psi^{-}(t) - \Psi^{-}_k(t)\|_H = \left\|t^{-m-n+1}P^{+}_{n+\varkappa}(t)\left[\Phi^{-}_0(t) - \Phi^{-}_{0k}(t)\right]\right\|_H,$$

то тогда для $\Omega^{+}_k(t)$ и $\Phi^{\pm}_k(t)$ имеем следующие оценки погрешности

$$\|\Omega^{+}(t) - \Omega^{+}_k(t)\|_H \le \|P^{-}_{N-\varkappa}(t)\|\frac{q^{k+1}}{1-q}\|\Psi^{-}_0\|_H,$$

$$\|\Phi^{-}(t) - \Phi^{-}_k(t)\|_H \le \left\|\frac{1}{P^{+}_{n+\varkappa}(t)}\right\|\frac{q^{k+1}}{1-q}\|\Psi^{-}_0\|_H,$$

$$\|\Phi^{+}(t) - \Phi^{+}_k(t)\|_H = \|\Omega^{+}(t) - Q_{m+N}(t)\overline{\Phi^{-}(t)} - \Omega^{+}_k(t) -$$

$$- Q_{m+N}(t)\overline{\Phi^{-}_k(t)}\| \le \left[\|P^{-}_{N-\varkappa}(t)\| + \left\|\frac{Q_{m+N}(t)}{P^{+}_{n+\varkappa}(t)}\right\|\right]\frac{q^{k+1}}{1-q}\|\Psi^{-}_0\|_H$$

2) Пусть $\varkappa < m-1$. В этом случае приближенные решения задачи (I7) находятся по формуле (I9), где положено $\mathcal{P}_{\varkappa-m}(z) \equiv 0$, а приближенные решения задачи (A), если они имеются определяются так же как и в случае $\varkappa \geqslant m-1$.

Но $\Phi^{-}_0(z)$ – определенное по формуле (I8) будет иметь полюс порядка $m-\varkappa-1$. Для регулярности $\Phi^{-}_0(z)$ необходимо и достаточно, чтобы [3,6]

$$\int_\Gamma R[c(\tau)]\,\tau^{k-1}d\tau = 0,\quad k=1,2,\dots,m-\varkappa-1 \qquad (22)$$

где R – линейный оператор. В эти условия входят $2(m-1)$ действительных произвольных постоянных β'_i и β''_i. Значит равенство (22) есть система линейных алгебраических уравнений. Исследуя эту систему так же как в работе [6], получим теорему И.Х.Сабитова [6].

Погрешность приближенного решения задачи (A) и в этом случае будет такой же как и в случае $\varkappa \geqslant m-1$.

ЗАМЕЧАНИЕ I. Если $b(t)$ такая функция, что

$$\frac{1}{2}[1+S_H]\left[\|a-R_{\varkappa}\| + \|b(t)\|\right] < 1,$$

то все созданное относительно задачи (A) для круга справедливо и для замкнутого контура Ляпунова.

ЗАМЕЧАНИЕ 2. Интеграл типа Коши, входящий в формулу (I9) можно вычислить используя приближенные методы вычисления интеграла типа Коши, приведенные в монографии [I0].

§ 3. ПРИБЛИЖЕННОЕ РЕШЕНИЕ ЗАДАЧИ (А) В ЭЛЛИПТИЧЕСКОМ И ПАРАБОЛИЧЕСКОМ СЛУЧАЯХ.

В предыдущих параграфах мы рассмотрели приближенное решение задачи (А) для круга. Теперь мы найдем приближенные решения задачи (А) для многосвязной области $\mathcal{D}^+$, но при условии, что $|a|>|b|$ или $|a|\equiv|b|$

I. <u>ЭЛЛИПТИЧЕСКИЙ СЛУЧАЙ</u>. Пусть в задаче (A), $a(t)$ - $b(t)$, $C(t)\in H(\Gamma)$, $a(t)\neq 0$ и

$$\left\|\frac{b(t)}{a(t)}\right\|_H < \frac{2}{1+S_H},$$

где S_H - норма в $H(\Gamma)$ сингулярного оператора $S\varphi$. Ищутся решения представимые интегралом типа Коши. Л.Г.Михайловым [3] доказано, что при выполнении этих условий

$$l=\max\{0;2\varkappa\},\quad p=\max\{0;-2\varkappa\}.$$

Сначала приведем исследования, которые даны в монографии [3] для задачи (А) в эллиптическом случае.

Полагая в условии (А)

$$\Psi^+(z)=z^{\varkappa}\left[\Phi^+(z)-\mathcal{P}_{\varkappa-1}(z)\right], \tag{24}$$

получим

$$\Psi^+(t)=a_1(t)\,\Phi^-(t)+b_1(t)\,\overline{\Phi^-(t)}+c_1(t) \tag{25}$$

где $a_1(t)=t^{-\varkappa}a(t)$, $b_1(t)=t^{-\varkappa}b(t)$,

$$c_1(t)=t^{-\varkappa}\left[c(t)-\mathcal{P}_{\varkappa-1}(t)\right].$$

Представим $a_1(t)$ в виде

$$a_1(t)=\frac{\chi^+(t)}{\chi^-(t)},$$

где $\chi^{\pm}(t)$ - канонические функции [II, I2]. Подставляя это выражение $a(t)$ в (25) можем записать

$$\Omega^+(t)-\Omega^-(t)=\frac{b_1(t)}{\chi^+(t)}\,\overline{\chi^-}\,\overline{\Omega^-(t)}+\frac{c_1(t)}{\chi^+(t)} \tag{26}$$

где

$$\Omega^+(z)=\frac{\Psi^+(z)}{\chi^+(z)},\quad \Omega^-(z)=\frac{\Phi^-(z)}{\chi^-(z)}. \tag{27}$$

Полагая

$$\Omega(z)=\frac{1}{\pi i}\int_{\Gamma}\frac{\mu(\tau)}{\tau-z}\,d\tau, \tag{28}$$

где $\mu(\tau)\in L_p(\Gamma)$, $p>1$.

Подставляя предельные значения $\Omega(z)$ найденные из формулы Сохоцкого-Племеля [I2], получим интегральное уравнение

$$\mu(t)=\frac{b(t)}{2a(t)}\,\frac{\overline{\chi^-(t)}}{\chi^-(t)}\left(-\overline{\mu(t)+S\mu}\right)+\frac{c_1(t)}{\chi^+(t)}$$

Применим к этому уравнению метод последовательных приближений. За нулевое приближение можно взять $\mu_0(t)=\frac{c_1(t)}{\chi^+(t)}$, тогда остальные приближения находятся по формуле

$$\mu_k=\frac{b}{2a}\,\frac{\overline{\chi^-}}{\chi^-}\left(-\overline{\mu_{k-1}}-\overline{S\mu_{k-1}}\right)+\frac{c_1(t)}{\chi^+(t)} \tag{29}$$

Так как предполагается выполнение условия (23), то по принципу сжатых отображений при $k\to\infty$, $\mu_k\to\mu$.

Итак, при $\varkappa\geq 0$ определив из (29) приближенное значение для $\Omega(z)$ и подставляя в (28), найдем приближенное значение для $\Omega(z)$, а по формуле (27) и (24) приближенное решение задачи (А). Погрешность для $\mu_k(t)$ имеет следующий вид:

$$\|\mu_k-\mu\|_H\leq\frac{q^{k+1}}{1-q}\,\|\mu_0\|_H,$$

где
$$q = \frac{1+S_H}{2} \qquad \left|\frac{b}{a}\right|$$
а для
$$\Omega^{\pm}(t) = \frac{1}{2}\left[\pm\mu + S\mu\right]; \quad \Omega_k^{\pm} = \frac{1}{2}\left[\pm\mu_k + S\mu_k\right],$$
$$\left\|\Omega_k^{\pm}(t) - \Omega^{\pm}(t)\right\|_{L_p} \leq \frac{1+S_H}{2}\left\|\mu_k - \mu\right\|_{L_p} \leq \frac{(1+S_H)\,q^{k+1}}{2(1-q)}\left\|\mu_0\right\|_{L_p}.$$

Неудобства этого метода заключаются в том, что при определении приближенного решения задачи (А) надо дважды вычислять интеграл типа Коши; один раз при определении $\Omega(z)$ по формуле (28), другой раз для вычисления $\chi(z)$. Но, однако можно освободиться от вычисления $\chi(z)$. На самом деле приблизим $a(t)$ рациональной функцией
$$R_N(t) = \sum_{k=-N}^{N} a_k t^k = \frac{P^+_{n+\varkappa}(t)\,P^-_{N-\varkappa}(t)}{t^n}$$
Тогда условие (А) запишется в следующем виде
$$\Omega^+(t) - \Omega^-(t) = \frac{b(t)\,P^+_{n+\varkappa}(t)\,\overline{t^n}}{\overline{P_{n+\varkappa}(t)}\;t^n}\,\overline{\Omega^-(t)} + \frac{c(t)}{P^-_{n+\varkappa}}, \quad (30)$$
где
$$\Omega^+(z) = \left[P^-_{N-\varkappa}(z)\right]^{-1}\Phi^+(z); \quad \Omega^-(z) = z^{-n}\Phi^-(z)\,P^+_{n+\varkappa}(z).$$
Решение этой задачи будем искать в следующем виде:
$$\Omega(z) = \frac{1}{2\pi i}\int_\Gamma \frac{\mu(\tau)}{\tau - z}\,d\tau + P_{\varkappa-1}(z)$$
Теперь по формуле Сохоцкого-Племеля из (30), получим интегральное уравнение
$$\mu(t) = \frac{b(t)\cdot P^+_{n+\varkappa}(t)\,\overline{t^n}}{2R_N(t)\,\overline{P_{n+\varkappa}(t)}\,t^n}\left(-\mu + S\mu\right) + \frac{c(t)}{P^-_{N-\varkappa}(t)}$$
Далее, если $\left\|b(t)\left[R_N(t)\right]^{-1}\right\|\frac{1}{2}(1+S_H) < 1$,
то по методу последовательных приближений находим приближенное решение задачи (А).

2. <u>ПАРАБОЛИЧЕСКИЙ СЛУЧАЙ.</u> Здесь для приближенного решения задачи (А) мы ограничимся некоторыми указаниями. Будем предполагать, что $a(t)$, $b(t)$, $c(t)$ – функции, удовлетворяющие условию Гельдера, $\mathcal{D}^{\pm}$ – односвязная область.

В этом случае задача (А) сводится к решению двух задач [3]:
$$\Phi^+(t) = G_1(t)\,\overline{\Phi^+(t)} + g_1(t),$$
$$\overline{\Phi^-(t)} = G_2(t)\,\Phi^-(t) + g_2(t),$$
где
$$G_1 = \frac{a}{b}, \quad G_2 = -\frac{a}{\bar b}; \quad g_1(t) = c(t) - a(t)\frac{\overline{c(t)}}{\overline{b(t)}}, \quad g_2 = \frac{\Phi^+ - c}{b},$$
для которых выполнимы необходимые условия существования решений, то есть $|G_i(t)| \equiv 1$ и
$$g_i(t) + G_i(t)\,\overline{g_i}(t) \equiv 0, \quad i = 1, 2.$$
Эти задачи сводятся соответственно к следующим задачам Гильберта [3]:
$$\operatorname{Re}\left[\overline{g_1(t)}\;\Phi^+(t)\right] = \frac{1}{2}\left|g_1(t)\right|^2,$$
$$\operatorname{Re}\left[\sqrt{\frac{a(t)}{b(t)}}\;\Phi^-(t)\right] = \frac{1}{2}\,\frac{\Phi^+(t) - c(t)}{\sqrt{a(t)\cdot b(t)}}$$

Теперь для определения приближенного решения задачи (А) остается применить для этих задач Гильберта приближенные методы, разработанные в работах [I5, I6]. Приближенное решение задачи Гильберта можно найти и следующим образом: Сначала отобразив Γ на круг, получить задачу Гильберта для круга, далее свести его [II] к задаче Римана, а приближенное решение задачи Римана найти одним из способов приведенных в работах [8, 9, I0].

ЦИТИРОВАННАЯ ЛИТЕРАТУРА

I.Маркушевич А.И.: Об одной граничной задаче аналитических функций. Ученые зап. Москва, Ун-та, IOO, I946, 20-30.

2. Векуа И.П.; Об одной задаче теории функций комплексного переменного. ДАН, 86, № 3, I952, 457-460.

3. Михайлов Л.В. : Новый класс особых интегральных уравнений и его применения к дифференциальным уравнениям с сингулярными коэффициентами. г. Душанбе, I963.

4. Боярский Б.В. :Об обобщенной граничной задаче Гильберта. Сообщения АН Грузинской ССР, т. XXУ, № 4, I960, 385-390.

5. Сабитов И.Х.: Об одной граничной задаче теории функций. Изв. АН Тадж.ССР, сер, геолог-хим. и технич.наук, 4(6), I96I.

6. Сабитов И.Х.: Об одной краевой задаче сопряжения на окружности, Сиб.матем. сб. том У, № I, I964.

7.Сабитов И.Х.:Об одной граничной задаче линейного сопряжения, Матем.сб. т 64, № 2, I964.

8. Батырев А.В.:Приближенное решение задачи Римана-Привалова. УМН, т I, № 5, I956.

9. Манджавидзе Г.Ф.:Приближенное решение граничных задач теории аналитических функций, в кн. Исследование по современным проблемам теории функций комплексного переменного. Физматгиз, М, I960, 365-370.

IO.Иванов В.В.:Теория приближенных методов и её применение к численному решению сингулярных интегральных уравнений, г.Киев, I968.

II. Мусхелишвили Н.И.:Сингулярные интегральные уравнения. М, I968.

I2.Гахов Ф.Д.:Краевые задачи, М.Физматгиз, I963.

I3. Березин И.С. и Жидков И.Н.:Методы вычисления, т. П, М., Физматгиз, I962.

I4. Фурман Г.А.: Подпрограмма вычисления всех корней многочлена для ИП-4. Серия: Математическое обслуживание машины "Сетунь" вып 5, Из-во Московского университета, I965.

I5.Клабукова М.С.:О приближенном методе решения задачи Римана-Гильберта в многосвязной области, Сб.вычислительная математика, сб.7, I96I, Из-во АН СССР.

I6. Алексидзе М.И и др. :Численная реализация одного нового метода приближенного метода решений граничных задач. Труды выч. центра АН Грузинской ССР, т 8, вып 3, I969.

Румянцев Б.Я., Солиев И.У.

ПОСТРОЕНИЕ ПОМЕХОЗАЩИТНЫХ КОДОВ В ТРЕХЗНАЧНОМ СИММЕТРИЧНОМ АЛФАВИТЕ

Помехозащитное кодирование является интенсивно развивающимся разделом дискретной математики. В последние годы по этому разделу опубликованы сотни работ. Однако, практически все эти работы посвящены исследованию двоичного кодирования.

В то время, как недвоичные коды, приобретающие все большее значение в технике, остаются малоизученными. В последнее время, большой интерес проявляется к многозначным системам кодирования, в частности, к троично-симметричной системе, которая обладает рядом важных преимуществ перед широко используемой двоичной системой.

Пропускная способность каналов в троичном коде в I,59 раза больше, чем в двоичном. В частности, в операционных устройствах последовательно действия, сложение в троичном коде выполняется в I,59 раза, а умножение в 2,5 раза быстрее, чем в двоичном [I,2].

В данной работе рассматривается разработка и составление конкретных вариантов кодов Хемминга, обнаруживающих и исправляющих одиночную ошибку в троичном слове, а также построение эффективных алгоритмов кодирования и декодирования для этих кодов.

КОДЫ ХЕММИНГА.

В зависимости от назначения и возможностей помехозащитных кодов различают коды самокорректирующиеся и самоконтролирующиеся. Коды, позволяющие автоматически обнаруживать наиболее вероятные ошибки при передаче чисел, называются самоконтролирующимися, а коды, в которых возможно автоматическое исправление ошибок, - самокорректирующимися [3]. Коды Хемминга - наиболее известные и, вероятно, первые из самоконтролирующихся и самокорректирующихся кодов.

Общий способ формирования этого кода широко известен и описан в литературе [4,5]. Смысл кодов с обнаружением и

исправлением ошибок состоит в том, что из p^{m+n} значений слов длины $(m+n)$ используются p^n значений для передачи сообщений, а остальные являются запрещенными и соответствуют случаю появления ошибки.

Рассмотрим некоторый конечный Р - значный алфавит и всевозможные последовательности из n букв этого алфавита, взятые, как подлежащие передаче сигналы. Расстояние между двумя последовательностями определяется как число пар несовпадающих их членов с тем же индексом. Если расстояние между двумя последовательностями $d \geq t+1$, то говорят, что код обнаруживает t ошибок и если $d \geq 2t+1$, то после передачи информации еще можно различить переданные сигналы даже в случае, если каждый из них исказился в t местах. Поэтому о коде, с расстоянием Хемминга $d_{min} \geq 2t+1$, говорят, что он исправляет t ошибок.

Слово в помехозащитном коде содержит n информационных и m проверочных символов. Эти символы занимают определенные фиксированные позиции (разряды) кодовых слов. Значения проверочных разрядов определяются в зависимости от информационных разрядов. Выбор проверочных символов (процесс кодирования), а также обнаружение и исправление ошибок (процесс декодирования) осуществляется в случае Р = 2 с помощью проверок на четность, то есть подсчетом сумм по модулю 2.

Избыточность в таком коде будет:

$$R = \frac{m+n}{n} = \frac{m}{n} + 1; \qquad (I)$$

Величина R характеризует эффективность кода или степень уменьшения эффективной емкости канала.

При распределении разрядов набора передаваемой информации используется соотношение

$$2^m \geq m+n+1 \qquad (2)$$

где m - количество дополнительных (контрольных) разрядов кода Хемминга;

n - количество информационных разрядов контролируемого набора.

При этом способе кодирования определение значений проверочных разрядов по $2^0, 2^1, \ldots, 2^n$ позициям кодовых слов требует перестройки кода, а это связано с определенными трудностями при технической реализации кодов.

Способ нахождения значений проверочных разрядов при помощи решения системы уравнений может оказаться трудоемким при достаточно длинном слове.

ПОСТРОЕНИЕ КОДОВ ХЕММИНГА С ОБНАРУЖЕНИЕМ И ИСПРАВЛЕНИЕМ ОДНОЙ ОШИБКИ В ТРЕХЗНАЧНОМ СИММЕТРИЧНОМ АЛФАВИТЕ.

Кодовые комбинации (слова) троичного n-разрядного кода можно рассматривать как точки в n-мерном пространстве, заданные при помощи n координат, каждая из которых может принимать одно из трех возможных значений: Ī, 0 или I.

На рис.I изображен случай, когда $n = 3$.

Для построения кода с обнаружением одной ошибки надо выбрать информационные значения так, чтобы расстояние Хемминга было не меньше 2.

В геометрической интерпретации смысл троичного кода с обнаружением одной ошибки аналогичен с интерпретацией двоичного кода, но в данном случае удобно рассмотреть куб, с центром, помещенным в начало координат (рис.I).

В качестве одного из вариантов выбраны значения:

0II, II0, I0I

0ĪĪ, ĪĪ0, Ī0Ī

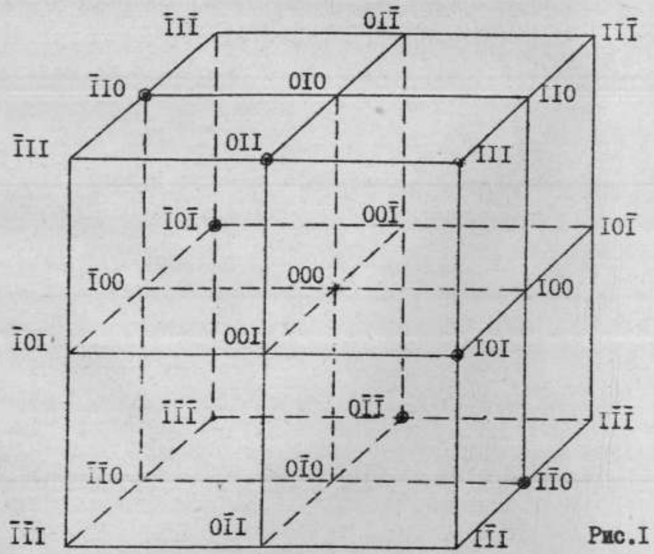

Рис.I

В паре из любых выбранных троичных кодовых слов расстояние Хемминга, $d \geq 2$, что обеспечивает обнаружение одной ошибки.

Для обнаружения одной ошибки надо к неизбыточному слову прибавить дополнительный троичный разряд (проверочный), в которой помещается Ī,0 или I так, чтобы сумма по модулю 3 всех разрядов, полученного таким образом кода длины $n+1$ была равна нулю.

Если сумма (по модулю 3) не равна нулю, то это свидетельствует о наличии ошибки.

П р и м е р : требуется передать кодовое слово:

I 0 Ī I 0 Ī Ī

Проверочный разряд будет: X_8 =I+0+Ī+I+0+Ī+Ī=Ī $(mod\,3)$

Таким образом, будет передаваться кодовое слово

Ī I 0 Ī I 0 Ī Ī

I.Пусть ошибка произошла в первом разряде и принято кодовое слово Ī I 0 Ī I 0 Ī 0

П р о и з в е д е м к о н т р о л ь н у ю п р о в е р к у:

Ī+I+0+Ī+I+0+Ī+0=Ī $(mod\,3)$

т.к. сумма (по $mod\,3$) не равна нулю, то это указывает на наличие ошибки.

2.Пусть ошибка произошла в четвертом разряде и принято кодовое слово Ī I 0 Ī 0 0 Ī 0 , контрольная проверка: Ī+I+0+Ī+0+0+Ī+0=I $(mod\,3)$ указывает на наличие ошибки.

КОД С ИСПРАВЛЕНИЕМ ОДНОЙ ОШИБКИ.

Известно [7], что для любого основания P, где P – некоторая степень простого числа, существует совершенный код Хемминга, исправляющий одну ошибку. При этом полная длина слова $(m+n)$ и длина проверочной части m связаны соотношением

$$m+n = \frac{p^m - 1}{p-1}$$

т.е. $p^m = (p-1)(m+n)+1$;

Задача состоит в построении такого кода в трехзначном симметричном алфавите и в разработке для него алгоритмов кодирования и декодирования, подобных описанным в книге В.М.Глушкова [6] для случая P = 2.

Заметим, что описанный [6] алгоритм не всегда дает совершенный код Хемминга.

В геометрической интерпретации смысл троичного кода с исправлением одной ошибки аналогичен с интерпретацией двоичного кода. В кубе, изображенном на рис. I, в качестве одного из вариантов можно выбрать значения: $\bar{\mathrm{I}}\bar{\mathrm{I}}\bar{\mathrm{I}}$, 0 0 0 , и I I I .

В каждых двух выбраных троичных кодовых словах расстояние Хемминга $d = 3$, что обеспечивает исправление одной ошибки.

В случае P = 3 имеем: $3^m \geq 2(m+n)+1$
где 3^m – количество значений слов в троичном алфавите; $2(m+n)$ – количество возможных единичных ошибок.

В двоичном случае в каждой позиции возможна одна ошибка, в троичном – две:

$\bar{\mathrm{I}}$ может исказиться		на 0 или I,
0	"	на $\bar{\mathrm{I}}$ или I,
I	"	на $\bar{\mathrm{I}}$ или 0.

Применительно к троичному симметричному алфавиту $\bar{\mathrm{I}}$,0,I возможно следующее обобщение описанного В.М.Глушковым [6] алгоритма.

Разряды слова относятся к i-ой – группе (=I,2,3... табл. 4) в зависимости от цифры на j – ом месте номера данного разряда в троичном представлении:

- если эта цифра I, то разряд входит в группу с весом I;
- если эта цифра $\bar{\mathrm{I}}$, то разряд входит в группу с весом $\bar{\mathrm{I}}$;
- если эта цифра 0, то не входит.

Кодом Хемминга с исправлением одной ошибки является троичный код, в котором фиксирована некоторая нумерация разрядов, а суммы по модулю 3 некоторых групп разрядов равны нулю.

Так как при сложении по любому модулю участвуют только разряды, вес которых отличен от нуля, то разряды с весом I и $\bar{\mathrm{I}}$ можно выписать в таблицу.

Пронумеруем случаи, для точного указания места и знака ошибки, и данные запишем в таблицу 4. (номера разрядов слова, входящие в группу с весом $\bar{\mathrm{I}}$, отмечены сверху черточкой).

Уравнения системы, определяющей цифры проверочных разрядов при этом имеют вид

$$\sum_{j=1}^{m+n} k_j^i x_j = 0 \quad (\mathrm{mod}\ 3),$$

где k_j^i – вес j-го разряда в i – ой группе.

Номер разряда, в котором произошла ошибка, берется по абсолютной величине:

$$N = |\sigma| , \quad \sigma = \sum_{i=1}^{m} \sigma_i \cdot 3^{i-1} \ (\mathrm{mod}\ 3),$$

$$\text{где} \quad \sigma_i = \sum_{j=1}^{m+n} k_j^i x_j' \quad (\mathrm{mod}\ 3)$$

(x_j' – значения, принятые после прохождения сообщения по линиям связи).

Докажем, что $N = |\sigma|$

Контрольный код имеет вид: $\sigma = |\sigma_m \sigma_{m-1} \cdots \sigma_2 \sigma_1|$.

Если в передаваемом сообщении ошибки не было, то разряда с ошибкой нет и $\sigma_m = \sigma_{m-1} = \cdots = \sigma_2 = \sigma_1 = 0$.

Допустим, что ошибка произошла в j –ом разряде и вместо передаваемого символа получен символ I.

Рассмотрим кодовое слово $x_m x_{m-1} \cdots x_2 x_1$

I.Пусть x_i = I, тогда σ_i имеет вес I и N входит в группу I. Поэтому σ_i изменяется на величину ошибки т.е. на I и полученном контрольном коде $\sigma_i = x_i = 1$.

2.Пусть $x_i = \bar{\mathrm{I}}$, тогда σ_i имеет вес $\bar{\mathrm{I}}$ и N входит в группу $\bar{\mathrm{I}}$. Поэтому σ_i изменяется на величину ошибки со знаком минус т.е. на $\bar{\mathrm{I}}$ и в полученном контрольном коде $\sigma_i = x_i = \bar{1}$

3.Пусть x_i = 0, тогда σ_i имеет вес 0 и не входит ни в какую группу. Поэтому σ_i не изменяется, т.е. $\sigma_i = x_i = 0$

Т.о. видно, что в рассмотренных случаях $\sigma_i = x_i$ и можно записать $\sigma_m = x_m; \ \sigma_{m-1} = x_{m-1}, \ \ldots, \ \sigma_1 = x_1$.
т.е. $N = \sigma_m \sigma_{m-1} \cdots \sigma_2 \sigma_1$

Теперь допустим, что ошибка произошла в j –ом разряде и вместо передаваемого символа получен символ $\bar{\mathrm{I}}$.

Рассуждаем аналогично предыдущему случаю:

Таблица 4

Группы	Номера разрядов
I	I, $\overline{2}$, 4, $\overline{5}$, 7, $\overline{8}$, I0, $\overline{II}$, I3, $\overline{I4}$, I6, $\overline{I7}$, I9, $\overline{20}$, 22, $\overline{23}$, 25, $\overline{26}$, 28, ...
2	2, 3, 4, $\overline{5}$, $\overline{6}$, $\overline{7}$, II, I2, I3, $\overline{I4}$, $\overline{I5}$, $\overline{I6}$, 20, 2I, 22, $\overline{23}$, $\overline{24}$, $\overline{25}$, 29, ...
3	5, 6, 7, 8, 9, I0, II, I2, I3, $\overline{I4}$, $\overline{I5}$, $\overline{I6}$, $\overline{I7}$, $\overline{I8}$, $\overline{I9}$, $\overline{20}$, $\overline{2I}$, $\overline{22}$, 32, ...
4	I4, I5, I6, ..., 38, 39, 40, $\overline{4I}$, $\overline{42}$, ..., $\overline{66}$, $\overline{67}$, 97, 98, 99, ..., I2I, $\overline{I22}$, ...
⋮	. . . .

Таблица 5.

n	I	2	3	...	I0	II	...	36	37	...	II6	II7	...
m	2	2	3	...	3	4	...	4	5	...	5	6	...

I. Пусть $X_i = I$, тогда σ_i имеет вес I и N входит в группу I. Поэтому σ_i изменяется на величину ошибки, т.е. на $\overline{I}$ и в полученном контрольном коде $\sigma_i = \overline{I} = -X_i$

2. Пусть $X_i = \overline{I}$, тогда σ_i имеет вес I и N входит в группу I. Поэтому σ_i изменяется на величину ошибки со знаком минус, т.е. $\sigma_i = -I = -X_i$.

3.Пусть $X_i = 0$, тогда σ_i имеет вес 0 и N не входит ни в какую группу. Поэтому σ_i не изменяется, т.е. $\sigma_i = X_i = 0$

Т.о. видно, что в рассмотренных случаях $\sigma_i = -X_i$ и можно записать $\sigma_m = -X_m$, $\sigma_{m-1} = -X_{m-1}, \dots, \sigma_1 = X_1$ т.е. $N = -(\sigma_m \sigma_{m-1} \dots \sigma_2 \sigma_1)$.

Следовательно, номер разряда, в котором произошла ошибка, есть $N = |\sigma_m \sigma_{m-1} \dots \sigma_2 \sigma_1| = |\sigma|$; $\sigma = \sum_{i=1}^{m} \sigma_i 3^{i-1}$,

$$\sigma_i = \sum_{j=1}^{m+n} k_j^i X_j' \quad ; \quad \text{откуда} \quad N = \left|\sum_{i=1}^{m} \sum_{j=1}^{m+n} k_j^i X_j' \cdot 3^{i-1}\right|$$

(X_j' – значения, принятые после прохождения по каналу).

Из рассмотрения вышеизложенных случаев видно, что если при передаче слова произошла одна ошибка, исказившая передаваемый символ на I, то σ имеет знак "плюс", т.е. ошибка

$$\Delta_N = X_N' - X_N, \quad \Delta_N = \operatorname{Sign} \sigma.$$

Если передаваемый символ исказился на $\overline{I}$, то σ имеет знак "минус", т.е. опять $\Delta_N = \operatorname{Sign} \sigma$.

Следовательно, чтобы исправить ошибку надо к N - му разряду полученного кодового слова прибавить число $\Delta_N = -\operatorname{Sign} \sigma$ *) и ошибка $\Delta_N = X_N' - X_n$ вычисляется по формуле *), где функция

$$\operatorname{Sign} a = \begin{cases} I, & \text{если } a > 0 \\ 0, & \text{если } a = 0 \\ \overline{I}, & \text{если } a < 0 \end{cases}$$

ВЫВОДЫ:

I. Номер разряда, в котором произошла ошибка, равен

$$N = |\sigma_m \sigma_{m-1} \dots \sigma_2 \sigma_1| = |\sigma|.$$

2. Ошибка исправляется прибавлением к N - му разряду полученного кодового слова числа $\Delta_N = -\mathrm{Sign}\,\sigma$.

3.Поскольку в передаваемых словах значения проверочных разрядов таковы, что для всех i $\sigma_i = 0 \pmod 3$, то значения σ_i - в результате искажений определяются исключительно ошибкой:

$$\sigma_i = k_N^i \Delta_N = k_N^i (X'_N - X_N).$$

При этом в тех разрядах σ_i номера N, для которых $k_N^i \neq 0$ окажутся значащие цифры $k_N^i \Delta_N$, составляющие число σ. Знак этого числа, будет совпадать со знаком ошибки Δ_N т.к. k_N^i для старшего i всегда положительно.

Пример: - Подлежит передаче троичное слово IOIIOIII

Составим таблицу:

$i \backslash j$	I	2	3	4	5	6	7	8	9	I0	II
I	I.I	$\bar{I}$.I	0.$\bar{I}$	I.0	$\bar{I}$.$\bar{I}$	0.I	I.0	$\bar{I}$.I	0.y_9	I.y_{I0}	$\bar{I}$.y_{II}
2	0.I	I.I	I.$\bar{I}$	I.0	$\bar{I}$.$\bar{I}$	$\bar{I}$.I	$\bar{I}$.0	0.I	0.y_9	0.y_{I0}	I.y_{II}
3	0.I	0.I	0.$\bar{I}$	0.0	I.$\bar{I}$	I.I	I.0	I.I	I.y_9	I.y_{I0}	I.y_{II}

$$\begin{cases} y_{I0} + \bar{I}\,y_{II} + \bar{I} + I + \bar{I} + I = 0 & (\mathrm{mod}\ 3) \\ y_{II} + \bar{I} + \bar{I} + \bar{I} + I = 0 & (\mathrm{mod}\ 3) \\ y_9 + y_{I0} + y_{II} + I + I + \bar{I} = 0 & (\mathrm{mod}\ 3) \end{cases}$$

Решая, найдем: $y_{I0} = y_{II} = 0$. $y_9 = \bar{I}$

Получилось кодовое слово : $00\bar{I}I0I\bar{I}0\bar{I}II$.

$$\sigma_I = I+\bar{I}+0+0+I+0+0+\bar{I}+0+0+0$$
$$\sigma_2 = 0+I+\bar{I}+0+I+\bar{I}+0+0+0+0+0$$
$$\sigma_3 = 0+0+0+0+\bar{I}+I+0+I+\bar{I}+0+0$$

Все контрольные суммы $\sigma_1 = \sigma_2 = \sigma_3 = 0 \pmod 3$

Пусть ошибка произошла в 4 разряде

I.Символ 0 исказился на I.

Тогда контрольные суммы будут:

$$\sigma_I = I+\bar{I}+I+I+\bar{I}=I$$
$$\sigma_2 = I+\bar{I}+I+I+\bar{I}=I$$
$$\sigma_3 = \bar{I}+I+I+\bar{I}=0$$

Т.о. контрольный код будет σ = 0II, что является троичным представлением числа 4.

$$\Delta_N = \bar{I}-0, \quad \Delta_N = -\mathrm{Sign}\,\sigma, \quad \sigma > 0.$$

Следовательно, в 4 разряде надо добавить $\bar{I}$, Таким образом передавался символ 0, получен символ I, добавляя символ $\bar{I}$ исправляем искажение.

2. Символ 0 исказился на $\bar{I}$.

Таким образом передавался символ 0, получен символ $\bar{I}$, добавляя символ I, исправляем искажение.

ОБОСНОВАНИЕ НЕОБХОДИМОСТИ ВЫПОЛНЕНИЯ НЕРАВЕНСТВА

$$3^m \geq 2(m+n)+1.$$

Пусть ($m+n$) - длина избыточного кодового слова, где m - длина проверочной части. Основное (неизбыточное) слово содержит n - разрядов и является n - мерным вектором (последовательностью), каждая компонента которого принимает одно из трех возможных значений $\bar{I}$, 0, I. Таким образом число таких n - мерных векторов будет равно 3^n.

Аналогично: проверочная часть избыточного кодового слова содержит m разрядов и, следовательно, число всевозможных проверочных частей будет 3^m.

Мы имеем ($m+n$) - разрядное слово (вектор). Если ошибка произошла, то к данному вектору прибавляется вектор $\bar{\xi}$ с весом, равным I (если вес $\bar{\xi}$ равен нулю, значит ошибки не было).

Подсчитаем число всех ($m+n$) - мерных векторов с весом I и с весом 0. Каждая компонента дает вес I в двух случаях - при значениях I и $\bar{I}$. Так как вектор ($m+n$) - мерный, то число всех векторов с весом I будет 2 ($m+n$). Векторов с весом 0 будет всего один. Таким образом число векторов, исправляющих одну ошибку будет $2(m+n)+1$

Но это число не должно превосходить числа всевозможных проверочных частей, то есть 3^m. Поэтому должно выполняться неравенство

$$2(m+n)+1 \leq 3^m$$

Пользуясь случаем, авторы выражают искреннюю признательность Н.П.Брусенцову за постановки задач и постоянное внимание и советы.

ЛИТЕРАТУРА

1. БРУСЕНЦОВ Н.П., МАСЛОВ С.П., РОЗИН В.П., ТИШУЛИНА А.М. "Малая цифровая вычислительная машина "Сетунь", Изд.-во МГУ, М., 1965 г.
2. БРУСЕНЦОВ Н.П. "Использование троичного кода и трехзначной логики в цифровых машинах" Научный отчет ВЦ МГУ, № 24-ВТ (378) М., Ротапринт ВЦ МГУ, 1969 г.
3. КАРЦЕВ М.А. "Арифметика цифровых машин", Изд. "Наука", М., 1969 г.
4. ХЕММИНГ Р.В. "Коды с обнаружением и исправлением ошибок". в Сборнике "Коды с обнаружением и исправлением ошибок", под редакцией Петровского. Изд. иност.л. 1965 г.
5. ПУТИНЦЕВ Н.Д. "Аппаратный контроль управляющих цифровых вычислительных машин". Изд. "Советское радио", 1966 г.
6. ГЛУШКОВ В.М. "Синтез цифровых автоматов", М., 1962 г.
7. ПИТЕРСОН У.У. "Коды, исправляющие ошибки", М., 1964 г.
8. ШАПИРО Г.С., ЗЛОТНИК Д.Л. "К математической теории кодов с исправлением ошибок", Кибернетический сборник, вып.5, Изд.иностранной лит.,М.,1962 г.
9. Ulrich W., Non-binary error correction codes, Bell Syst. Techn. J., 36 (1957), 1341.

СОЛИЕВ А.У., СОЛИЕВ И.У.

НЕКОТОРЫЕ ВОПРОСЫ ПРИМЕНЕНИЯ ЭЦВМ В ПЛАНИРОВАНИИ И УПРАВЛЕНИИ.

В Директивах XXIУ съезда КПСС по пятилетнему плану развития народного хозяйства на 1971 - 1975 годы предусмотрено, что в целях совершенствования планирования народного хозяйства и управления необходимо обеспечить широкое применение экономико-математических методов, электронно-вычислительной и организационной техники, а также средств связи.

Развернуть работы по созданию и внедрению автоматизированных систем планирования и управления отраслями, территориальными организациями, объединениями, предприятиями, имея в виду, создать в дальнейшем общегосударственную автоматизированную систему сбора и обработки информации для учёта планирования и управления народным хозяйством на базе государственной системы вычислительных центров и единой автоматической сети связи страны. При этом необходимо обеспечить с самого начала проведение принципа организационного, методологического и технического единства этой системы.

Намеченные задачи партии обязывают нас широко применять электронно-цифровые вычислительные машины (ЭЦВМ) в планировании и управлении. Это позволяет в перспективе разрабатывать автоматизированные системы управления (АСУ). Применение ЭЦВМ в разработке АСУ основано также на быстром развитии экономико-математических методов при решении научных, инженерных и экономических задач.

Умелое применение ЭЦВМ позволило уже сегодня облегчить в значительной степени умственную и производственную деятельность человека. Эффект применения машины при этом огромен. Достаточно сказать, что решение только некоторых частных планово-экономических задач приводит к экономии до десятка процентов средств и материальных ресурсов.

Однако, процент рационального внедрения ЭЦВМ во все сферы научной и производственной деятельности людей во многом зависит от степени их готовности к автоматизации умственного труда. Работой ЭЦВМ управляют программы, созданные специалистами различных областей знаний - от математиков до экономистов. Поэтому деятельность математиков, экономистов и представителей других отраслей народного хозяйства направлена на разработку алгоритмов (алгоритм - это совокупность определенных правил, приводящих к решению задачи) и программ решения различных задач.

Скорость вычисления с помощью электронных машин велика. Экспериментальные расчеты показывают, что по сравнению со счетами и арифмометрами, наиболее распространенным сейчас, использование счетно-клавишных машин снижают трудоемкость вычислительных работ на 40 - 50%, а стоимость на 20 - 30%; счетно-перфорационные машины соответственно на 75 - 80% и 65 - 75%, а электронные же машины на 99% и 80 - 85%.

Экономический эффект применения электронной техники в экономике и управлении заключается не только в повышении производительности управленческого труда. Этот эффект значительно увеличится от того, что новая техника управления приводит к значительной экономии денежных и трудовых средств.

В нашей республике в области применения ЭЦВМ и экономико-математических методов в управлении народного хозяйства делаются первые шаги. Отдельные экономико-математические методы и модели, решаемые с помощью ЭЦВМ, использовались в ряде предприятий и во многих отраслях народного хозяйства. На десятках предприятий развернуты также работы по автоматизации и механизации отдельных видов планово-экономических расчетов. Ряд наиболее передовых предприятий с помощью научных организаций приступили к проектированию комплексных автоматизированных систем планирования и управления на базе применения экономико-математических методов и электронно-вычислительной техники.

Одновременно начаты работы по проектированию и разработке автоматизированных систем оптимального планирования и управления для целых отраслей народного хозяйства, создаются информационные и информационно - вычислительные центры для отдельных предприятий и для хозяйства целых Министерств.

Технической базой для АСУ должна явиться единая Государственная сеть Вычислительных Центров, объединяющая и координирующая АСУ в отдельных отраслях и республиках. В этом большую роль сыграют Вычислительные центры (ВЦ) и Информационно-Вычислительные Центры (ИВЦ) отдельных предприятий и Министерств.

Приступая к организации ВЦ или ИВЦ, необходимо, во-первых, четко сформулировать цель создания ВЦ или ИВЦ; во-вторых, определить задачи ВЦ или ИВЦ; в-третьих, определить его место в системе управления народным хозяйством; и в-четвертых, четко определить профиль, т.е. определенный круг решаемых задач ВЦ и ИВЦ.

В настоящее время уже накоплен некоторый опыт применения ЭЦВМ для обработки экономической информации, что в свою очередь позволяет разрабатывать методы проектирования решений и задач по созданию АСУна основе применений электронно-вычислительных машин. Проектирование автоматизированных систем начинается с составления предворительного проекта механизированной и автоматизированной обработки информаций, под которым понимается совокупность организационных и технических мероприятий по созданию и внедрению проекта Учитывая сложность решения большого количества и разнообразия вопросов, связанных с обработкой экономической информации, к составлению проекта автоматизированных систем должны привлекаться специалисты многих отраслей знаний, включая экономистов, инженеров, математиков, программистов, специалистов по вычислительной техники, социологов, юристов и т.д.

Проектирование и внедрение автоматизированных систем управления базируется не только на совокупности организационных и технических мероприятий по созданию проекта, но умелым руководством и стимулированием. Для того, чтобы преодолеть возникающие на пути объективные трудности обмена информацией между людьми в сложных человеко-машинных системах, нужно ввести еще новые более высококачественные средства вычислительной техники и техники связи, а также использовать новые научные методы решения задач.

Однако, независимо от методов разработки проекта автоматизированной системы, обработка экономической информации подразделяется на определенные этапы, которые сводятся к:

- анализу существующей системы сбора, обработки, хранения и выдачи информации;
- алгоритмизации процессов обработки информации;
- разработке программы;
- разработке по комплексной подготовке проекта;
- внедрению проекта и эксплуатации системы;

Конечно, все эти этапы взаимосвязаны и разработку их следует вести только в совокупности. Система обработки данных будет работать успешно в том случае, если она, с одной стороны, спланирована удачно в целом, а с другой стороны, спланирована до мельчайших деталей. При этом учитываются все факторы, влияющие на информационную систему, формы первичных и итоговых документов, документооборот, перечень номенклатур, нормативы трудовых и материальных затрат, метод автоматизированного расчета и тому подобные. Итоги этого анализа излагаются в специальном отчете. Желательно, чтобы отчет составлялся по определенной стандартной форме.

Следующий этап разработки проекта состоит в составлении технического задания на проектирование. Оно должно включать основные требования, а также качественные и количественные характеристики новой автоматизированной системы обработки экономической информации. Следует обратить особое внимание на тщательность разработки технического задания, так как от этого зависит успех

дальнейшего проектирования.

Весьма важным этапом разработки проекта является алгоритмизация процесса обработки информации. На этом этапе разрабатывается экономико-математическая модель системы, определяются объем и характер исходной и получаемой в процессе обработки информации, устанавливаются связи между информационными потоками, последовательность сбора обработки хранения, и выдачи информации. Заключительным этапом алгоритмизации должно быть описание процесса обработки информации в виде решающих алгоритмов,основных математических формул и логических взаимосвязей. Если структура алгоритма получается сложной, необходимо разбить ее на отдельные части, связанные друг с другом и образующие в совокупности укрупненные блоки и этапы алгоритма.

Наиболее сложный и трудоемкий этап проектирования - непосредственно программирование. Трудность этапа состоит в том, что при программировании должны быть учтены все процессы обработки информации, а затем эти процессы доведены до рабочих программ ЭЦВМ. Для этого должны быть известны определенные алгоритмические языки и язык конкретной машины.

Внедрение проекта автоматизированной обработки информации требует тщательной комплексной подготовки. В процессе внедрения программа отлаживается на ЭЦВМ, изготовляются формы входных и выходных документов, проводятся контрольные эксперименты с целью определения эффективности применения автоматизированных методов обработки информации.

Последний, наиболее ответственный этап проектирования - это внедрение проекта. Он состоит в переходе от старой информационной системы к новой. В целях бесперебойного обеспечения предприятий или хозяйств Министерств информацией на первом этапе внедрения проекта обе системы должны работать параллельно до полной доработки и освоения новой системы.

Нужды народного хозяйства, практика усовершенствования методов планирования и управления экономикой республики выдвинули вышеперечисленные сложные задачи, которые ждут своего разрешения и это является патриотическим долгом не только ученых, экономистов, инженеров, математиков, но и всех работников нашего большого аппарата экономического управления.

ЛИТЕРАТУРА:

1. Академик А.И.БЕРГ, Ю.И.ЧЕРНЯК "Информация и управление" изд-во "Экономика", Москва, 1966.
2. О.КОЗЛОВА, Г.БРОДСКИЙ, В.ДУДОРИН, С.МИТИН, Л.НИКОНОВА, Н.САЛОМАТИН "Применение электронно-вычислительных машин в управлении производством" под общей редакцией доктора экономических наук, профессора О.В.КОЗЛОВОЙ, изд-во "Мысль", Москва, 1966.
3. П.И.НИКИТИН " Вычислительная техника и программирование" под редакцией доктора технических наук, профессора В.Г.ШОРИНА, изд-во ЦСУ СССР, Москва, 1969.

УСМАНОВ А.У., СОЛИЕВ И.У.

НЕКОТОРЫЕ ВОПРОСЫ ПРИМЕНЕНИЯ ЭВМ В ЭКОНОМИЧЕСКИХ РАСЧЕТАХ

В соответствии с решениями сентябрьского (1965г.) Пленума ЦК КПСС в нашей стране осуществляется экономическая реформа по совершенствованию планирования и управления народным хозяйством, усилению экономического стимулирования производства. В связи с этим в настоящее время предъявляются чрезвычайно высокие требования к уровню экономических исследований, методам планирования и хозяйственного руководства.

В этих условиях перед экономистами и специалистами других отраслей науки и техники выдвигается целый ряд крупных теоретических и практических проблем. Одним из таких проблем является применение математических методов и электронно-вычислительных машин (ЭВМ) в планировании и управлении народным хозяйством.

Практика показывает, что при современных масштабах производства и усложнившихся хозяйственных связях, только на основе использования математических методов и ЭВМ возможна качественная обработка информации и поиски научно-обоснованных оптимальных вариантов экономических расчетов.

Ниже вкратце остановимся на некоторых существенных моментах использования экономико-математических методов и вычислительной техники в экономических расчетах.

I. ОСОБЕННОСТИ РЕШЕНИЯ ЭКОНОМИЧЕСКИХ ЗАДАЧ

Решение любой задачи, связанной с планированием и управлением производства характеризуется переработкой большого объема экономической информации, исчисляемой даже в масштабе одного предприятия десятками тысяч показателей.

При этом в одних случаях требуется определить оптимальный вариант плана (структура машинно-тракторного парка, размещения и специализация производственных предприятий, загрузка производственных мощностей и др.), а в других - необходимо произвести расчет и обработку экономической информации (обработка статистических данных, расчет заработной платы, учет движения материальных ценностей, группировка колхозов и совхозов и т.д.).

Задачи первого типа возникают только тогда, когда перед нами имеется достаточно широкий выбор вариантов решения данного экономического процесса, среди которых необходимо определить наилучший.

Задачи же второго типа направлены на сбор, накопление и обработку оперативной и текущей экономической информации для получения учетных и отчетных материалов . При решении подобных задач выполняются различного рода суммировки, группировки и анализ поступающей информации.

Если задачи первого типа возникают чаще всего при текущем и перспективном планировании, то задачи второго типа необходимы для управления и анализа хозяйственной деятельности отраслей народного хозяйства.

Если раньше из-за сложности производственных задач, где основную часть занимают учетно-расчетные операции, плановые и управленческие работники на основе прошлого опыта рассматривали отдельные упрощенные варианты плана, то теперь с ростом требований к точности плановых расчетов возникает необходимость решения этих задач в процессе предварительного математического исследования современными средствами вычислительной техники.

В процессе такого исследования при решении задач планирования выбор наилучшего варианта производится с помощью, так называемой, критерией оптимальности, представляющей собой некоторую функцию. Каждому варианту решаемой задачи соответствует некоторое значение этой функции. Путем сравнения вариантов по значению данного критерия находится оптимальный вариант. При этом, в зависимости от условия поставленной задачи будет искаться или наименьшее (минимум простоя производственных мощностей, минимум

производственного цикла, минимальный отход материалов и т.д.) или наибольшее (максимум прибыли, максимум выпуска продукции и т.д.) значение этой функции. Такие задачи называются экстремальными.

2. ЭТАПЫ ПОДГОТОВКИ И РЕШЕНИЯ ЗАДАЧ НА ЭВМ

Когда экономическая задача решается вручную, то экономист сам продумывает методику, набрасывает план решения задачи, организует сбор данных, проверяет их, выполняет расчеты, анализирует результаты, оформляет их в виде документов и справок. Он не расписывает каждый шаг предстоящей работы. Одни расчеты диктуются формой документа и инструкцией к его заполнению, другие взяты из справочников и теоретических исследований, третьи возникают из опыта работы. Большинство расчетов воспроизводится по памяти. Грубые ошибки обнаруживаются сразу. И это понятно - грамотный экономист знает, что он рассчитывает и зачем. Он понимает смысл каждого показателя и представляет диапазон возможных его значений. Иначе обстоит дело при проведении расчетов на ЭВМ. Процесс решения производственных задач с помощью математических методов и ЭВМ состоит из следующих взаимосвязанных этапов:

I. Четкая постановка задачи и ее словесное описание.

На этом этапе, подобно классическому приему должно быть определено условие задачи что дано и сформулирована цель - что требуется определить. Здесь указываются все входные и выходные параметры, значения и диапазон их изменения, связь и их зависимость между собой.

2. Переход от словесного к формально-математическому описанию задачи.

Этот этап преследует цель составить экономико-математическую модель т.е. выразить в математической форме (формализованно, в виде уравнений и неравенств) основные связи и зависимости рассматриваемого экономического процесса.

3. Разработка алгоритма решения.

На этом этапе вырабатывается вычислительная схема решения, т.е. предписания, определяющая последовательность действий над исходными данными, называемый алгоритмом. Решение задачи может выполняться поэтапно, причем на каждом этапе решается некоторая локальная задача, результаты которой используются на последующих этапах. В этом случае алгоритм имеет блочную структуру. Каждый блок обладает некоторой самостоятельностью, имея собственные входы и выходы и свой алгоритм решения. Поэтому разработка алгоритма может начинаться с разбиения процедуры вычислительного процесса на основные блоки, называемые блок-схемой алгоритма.

4. Составление программы на ЭВМ и ее отладка.

Этот этап заключается в переводе алгоритма решения поставленной задачи на язык конкретной вычислительной машины. Программа состоит из команд, определяющих действия машины и порядок их автоматического выполнения. Составленная программа затем отлаживается на машине. Отладка программы сопровождается на упрощенном примере с условными или конкретными данными.

5. Внедрение экономико-математической модели.

Этот этам является завершающим этапом разработки экономико-математической модели, решаемой экономической задачи. На этом этапе проверяется правильность и жизнеспособность разработанной модели на практике.

Как видно, каждый последующий этап готовится на основе предыдущего и совершенно, очевидно, недоучет каких-то факторов на каком-либо этапе повлечет за собой отрицательное влияние на конечном этапе.

В соответствии с характером разделения труда при автоматизации вычислительных работ, между специалистами отраслей народного хозяйства и программистами подготовка этапов решения задач с помощью вычислительной техники должна вестись в следующем плане:

первый этап выполняется специалистами той отрасли для которой решается данная задача;

при реализации второго и третьего этапов требуется совместная работа соответствующих специалистов и математиков-программистов;

четвертый этап выполняется программистами, а для внедрения модели участвуют опять специалисты соответствующих отраслей экономики и программисты.

Таким образом, совместная работа экономистов и математиков-программистов по созданию экономико-математической модели для выполнения экономических расчетов начинается с информации экономистов. Построения должны идти от запросов экономики к математике, а не от имеющихся математических методов к достигнутым для них экономическим задачам.

3. ИСПОЛЬЗОВАНИЕ СРЕДСТВ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ ТЕХНИКИ

В настоящее время для проведения плановых, учетно-статистических и бухгалтерских расчетов используется весь арсенал имеющихся счетно-клавишных (СКМ), счетно-перфорационных (СПМ) и электронно-вычислительных машин (ЭВМ)

Использование счетно-клавишных машин повышает производительность труда при вычислении в 2-3 раза по сравнению с работой вручную. Важными достоинствами этих машин являются простота работы на них, возможность выполнять вычисления без предварительной подготовки, довольно низкая стоимость и небольшие эксплуатационные затраты. Однако, необходимость ручного ввода исходных данных, довольно низкая скорость выполнения вычислительных операций, невозможность выполнять логические операции и отсутствие эффективных средств контроля вычислений делают их малопригодными для обработки больших объемов информации. Применение счетно-перфорационных машин при расчетно-вычислительных работах позволяет выполнять расчеты быстрее, точнее и с меньшими затратами, чем на счетно-клавишных машинах, способствуют централизации обработки информации и устранению параллелизма в работе отдельных звеньев органов управления, дают возможность при небольших дополнительных затратах получать табуляграммы с различными группировками необходимых показателей. Однако, имеющиеся пока счетно-перфорационные машины являются цифровыми, т.е. воспринимают , обрабатывают и выдают только цифровую информацию. В результате этого, перед выполнением расчетов часть показателей, подвергающихся обработке, необходимо зашифровать, т.е. присвоить им определенные цифровые коды. Но как известно, цифровая информация хорошо воспринимается вычислительными машинами и плохо человеком. После выполнения расчетов на счетно-перфорационных машинах приходится эти цифровые коды расшифровывать вручную, представляя их в виде, удобном для чтения. Ясно, что чем больше объем обрабатываемой информации, тем сложнее работа по ее зашифровке, т.к. по мере увеличения количества показателей уменьшается доля шифров, которые может запомнить работник из общего списка шифров. Тем самым в значительной степени уменьшается эффект от применения счетно-перфорационной техники.

Неисчерпаемые возможности в области механизации и автоматизации обработки экономической информации открывает использование высокопроизводительных электронных вычислительных машин. С помощью ЭВМ, обладающих способностью выполнять как арифметические, так и логические операции, а также обрабатывать информацию с большой скоростью, можно значительно повысить уровень механизации обработки информации по сравнению со всеми другими средствами вычислительной техники.

Применение ЭВМ позволяет:

I. Полностью устранить затраты труда на расшифровку информации, в виду способности машины обрабатывать как цифровую так и буквенную информацию.

2. Получить в результате документы, ненуждающиеся в последующей обработке вручную и отвечающие требованиям предъявляемым к подобного рода документам со стороны органов управления;

3. Сократить затраты труда на выполнение расчетов;,

4. Ускорить обработку информации;

5. Повысить точность расчетов;

6. Оперативно и с небольшими трудовыми затратами отразить изменения в исходной информации;

7. Освободить работников от выполнения утомительной и однообразной вычислительной работы, предоставив им возможность больше времени уделять изысканию путей совершенствования производства;

8. Выдавать результаты обработки информации не только в виде ведомостей, но и записывать их на соответствующие носители информаций (перфокарты, перфоленты или магнитные ленты), позволяющие без всякой дополнительной обработки использовать полученные на низшем уровне результаты в качестве исходных данных при выполнении с помощью ЭВМ расчетов в вышестоящих организациях;

9. Достичь высокой культуры труда, оперативности, четкости и организованности в работе и т.д.

4. ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ПЕРЕДОВОГО ОПЫТА.

В нашей стране накоплен уже немалый опыт постановки и решения экономических задач на составление оптимального плана, начиная от сравнительно простых задач маршрутизации перевозок до сложных проблем оптимального размещения и специализации производства. Разрабатываются отчетные и плановые межотраслевые балансы как по стране в целом, так и по отдельным республикам. В области планирования и организации работы предприятий, транспорта, связи, торговли, строительства успешно используются методы сетевого планирования, теории массового обслуживания, корреляционного анализа.

Накопленный опыт показывает, что экономический эффект от использования экономико-математических методов и ЭВМ при решении экономических задач огромен. При этом эффект в каждом отдельном случае оценивается по разному. Механизированный расчет одних задач дает экономический эффект в виде чистого денежного дохода, а от других получается косвенный эффект в виде высокого качества, достоверности и ускорения сроков получаемых материалов.

Однако, любой эффект может быть достигнут в результате проведения определенных работ и затрат.

5. ПОДГОТОВКА СПЕЦИАЛИСТОВ

Следует отметить, что наша республика делает первые шаги в области применения экономико-математических методов и ЭВМ в вопросах планирования и управления народного хозяйства. Это связано прежде всего отсутствием достаточно подготовленных специалистов, умеющих четко поставить и описать практические задачи, а также программистов, реализующих эти задачи на ЭВМ. Если специалист ставящий задачу, не владеет основами формального описания, а программист не разбирается в теоретическом обосновании, то им трудно будет понять друг друга. Нередко именно этим объясняются неудачи постановки многих задач для решения их на ЭВМ.
Программисты не в состоянии сами разрабатывать алгоритмы для производственных задач, а специалистам трудно самостоятельно сформулировать свои задачи для решения на ЭВМ и они продолжают решать их по-старому, вручную. В результате дорогостоящая машина простаивает из-за отсутствия задач.

Для широкого распространения накопленного опыта в условиях нашей республики, а также для постановки и решения новых практических задач необходимо подготовить специалистов высокой квалификации, как экономистов с достаточной математической подготовкой, так и програм-

мистов-математиков, способных разобраться в сложных производственных задачах.

В настоящее время в республике только в Таджикском госуниверситете готовится небольшое количество математиков-вычислителей, знакомых с основами программирования и умеющих решать на ЭВМ математические задачи, а при экономическом факультете организован непродолжительный курс по оптимальному планированию для плановых работников министерств и ведомств В учебном комбинате ЦСУ готовят бухгалтеров, операторов и инженеров-проектировщиков по механизации учета с помощью СКМ и СПМ. Кроме того, организовываются разовые курсы по подготовке программистов.

Этого разумеется, далеко недостаточно.

Для подготовки специалистов различного профиля по применению экономико-математических методов и вычислительной техники в народное хозяйство республики необходимо осуществлять более серьезные мероприятия.

По нашему мнению, эти мероприятия должны прежде всего заключаться в следующем:

1. С техникой и принципами программирования на ЭВМ знакомить еще учеников со школьной скамьи.

2. В Высших учебных заведениях для экономистов всех отраслей народного хозяйства ввести обязательный предмет по оптимальному планированию и управлению.

3. В Министерствах и ведомствах организовать лабораторию по использованию экономико-математических методов и вычислительной техники.

4. При Высших учебных заведениях открывать постоянно действующие курсы по оптимальному планированию и программированию.

5. Организовать семинары по использованию экономико-математических методов и ЭВМ.

Таковы некоторые, с нашей точки зрения, наиболее важные вопросы сегодняшнего дня, связанные с применением экономико-математических методов и ЭВМ в экономических расчетах.

ЛИТЕРАТУРА

1. А.Л.ЛУРЬЕ "Методы линейного программирования и их применение в экономике", Москва, 1964.

2. М.И.ТЕРТИЦКИЙ "Электронные вычислительные машины в целлюлозно-бумажной промышленности", Изд-во "Лесная промышленность", Москва, 1970.

3. "Применение математики при размещении производственных сил". Под редакцией Н.Н.НЕКРАСОВА, Изд-во "Наука", Москва, 1964.

4. Л.Л.ТЕРЕХОВ "Экономико-математические методы", изд-во "Статистика", Москва, 1968.

ЦОКОВ В.Д. СОЛИЕВ И.У.

ВОПРОСЫ АВТОМАТИЗАЦИИ ПРОГРАММИРОВАНИЯ

Теоретическую основу кибернетики составляют теории информации, методов управления и управляющих систем.

Методы управления есть методы описания моделирования и программирования процессов переработки информации и управления.

Внедрение вычислительной техники тесно связано с организацией рационального общения человека с машиной и машины с машиной.

Такое общение осуществляется с помощью языков машины и человека. Хотя языки вычислительных машин (ВМ) однозначны и лаконичны, они не удобны для человека из-за чрезмерной детализированности. С другой стороны, человеческие языки неприемлемы для ВМ в силу своей неоднозначности и недостаточной формализованности. Поэтому общение организуется компромисным путем, но на этом пути возникли многочисленные трудности. Сложность создания языка высокого порядка состоит в том, что машина пока не в состоянии воспринять запас знаний, необходимый для универсального языка. Поэтому пошли по пути специализации языков:

языки для вычислительных задач, экономических и информационно-логических задач.

Другое направление - это приближение промежуточного языка не к языку человека, а к языку машины. Преимуществе такого языка состоят в том, что транслятор получается компактным и значительно сокращается время обработки информации. Автокодовые языки расчитаны на определенный класс или марку машины.

По перечисленным причинам количество алгоритмических языков превысило количество языков человеческих, что затрудняет подготовку программистов и связь машины с машиной.

Однако ручное программирование значительно более трудоемко, чем с помощью алгоязыков, овладение которыми занимает меньше времени.

Процесс программирования начинается с алгоритмизации т.е. с написания системы формальных правил, четко определяющих процесс реализации определенной цели. Затем задача разбивается в виде блочных схем для последующей записи на алгоритмическом языке. С помощью соответствующего транслятора программа с алгоязыка переводится в машинный самой машиной.

Основой для создания алгоязыков послужил операторный метод программирования, разработанный советским математиком А.Ляпуновым в 1953 году.

Например, если вычислительные этапы обозначить буквой "А", логические - "Р", вывод результата - "$П_6$" , ввода -"П" , останова - "$Я_7$" , то решение $ax^2+bx+c=0$ запишется операторным методом так:

$$ПA_0A_1P_2\,\llcorner_1\,A_3\,\llcorner_2\quad {}_1\lrcorner\,A_4\,{}_2\lrcorner\,A_5П_6Я_7$$

В 1960 году в Париже на конференции ряда европейских стран был принят для решения научно-технических задач в качестве международного алгоритмического языка АЛГОЛ-60 (Алгоритмик Лангвидж). В основу положен общепринятый язык математических формул и букв. Так решение вышеприведенного уравнения на АЛГОЛе запишется так:

начало:= (b+sqrt (b↑2 -4×a×c)(2×a) конец

АЛГОЛ вместе с дополнениями по обработке экономической информации получил название АЛГЭМ.

В США для решения коммерческих задач принят в 1961г. и официально признан язык КОБОЛ (Комман Бизнес Ориентид Лангвидж). В этом языке принято не символическое, а словесное описание. Для этих же целей применяется язык ФОРТРАН IV (Формула Транслейтер), разработанный фирмой ИБМ. Алфавит, структура, словарь и семантика ФОРТРАНа близка АЛГОЛу (ФОРТРАН-П).

Существуют языки для перевода с одного языка на другой (КОМИТ), для информационно-поисковых задач (РЕКОЛ), для обработки информации, исключающей арифметические операции применяются (ИПЛ и ЛИСП).

Из языков более приближенных к языку машины (так называемых автокодовых языков) несколько подробнее опишем автокодовый язык, разработанный в 1965 году на Минском заводе им.Орджоникидзе для ЭВМ "Минск-22". Усовершенствованной редакции присвоено название АКИ-400. АКИ (Автокод и транслятор "инженер") предназначен для автоматизации программирования инженерных задач.

В дальнейшем изложении мы остановимся на входном языке АКИ, его символике, элементарных конструкциях, опишем операторы и несколько транслятор.

Необходимость такого изложения вызвана потребностью эксплуатации ЭВМ "Минск-22" в университете и недостатком литературы по АКИ для сотрудников и студентов.

Входной язык АКИ представляет последовательность простых фраз, знаков, цифр и легко выражает алгоритм решения задачи. Разработчики мало отклонились от обычного математического языка. Для описания синтаксиса входного языка используется язык металингвистических формул Бэкуса-Наура.

Автокодовая программа записанная на АКИ, переводится затем в рабочую программу (РП) самой машиной с помощью транслятора.

Символика входного языка основана на использовании выпускаемого аппарата СТА-2М для кодирования во 2-м международном коде "М-2". Используется 31 русская и 26 заглавных латинских букв, десятичные цифры и знаки. Символ " ⧖ " читается как : "кто там", символ ␣ означает "пробел" в строке.

Элементарными конструкциями входного языка являются числа, идентификаторы, переменные и элементарные функции. Числа используются целые и действительные (десятичные), полулогарифмические (с онованием 10), обыкновенные дроби.

Основание системы счисления записывается буквой "Ю". Идентификаторами обозначаются переменные и функции с помощью латинских букв и цифр.

Переменная сеть наименования значения, которому сводится отдельная ячейка в памяти. Массивы одно или дву – мерные записываются так: C/L, K/ – означает элементы "L" и "K" двухмерного массива "C". В качестве индексов взяты четыре буквы L, I, J, K, целые положительные цифры и их сочетания. Никаких операций над индексами не проводится, они могут именовать переменные.

Функции записываются обычным математическим языком и вычисляются по программам библиотеки стандартных программ автокода (БСПАКИ).

Оператор является элементов входного языка и носит название: ввод, массив, назвать, вычислить, интеграл, алгеброических уравнений система, выполнить, если, перейти, повторить, конец, напечатать на БПМ, напечатать таблицу, напечатать текст, библиотечная программа, код, код-продолжение – всего 17 операторов. Связь операторов осуществляется с помощью метки, заменяющей адрес.

Ниже приводится краткое описание операторов.

Оператор ввод описывает, перечисляет исходные данные и отводит им место в памяти. Например:

ВВОД ␣ Е,Г,А(500␣М.N),В(500␣20.25):M,N,T(30) ⊻

"ВВОД" – наименование оператора,
"ЕГ" – простые переменные,
"500" – максимальное число элементов в массиве,
"M,N" – число строк или столбцов

$$\left.\begin{array}{l} A(500\ M.N) \\ B(500\ 20.25) \\ T(30) \end{array}\right\}$$ описание массивов А, В и Т

:M,N – простые переменные целого типа.
:M,NT(30) – элементы ввода целого типа

Оператор массив описывает и размещает в памяти массивы, не входящие в исходные данные, промежуточные и

и результаты задачи.

Оператор „назвать" формирует одномерный массив из перечисленных в правой части чисел, или описывает новый массив, расположенный на месте старого.

Операторы вычислить, интеграл, алгебраических уравнений система производит соответствующие вычисления.

Определенный интеграл находится методом Симпсона. Алгебраическое уравнение находится методом перекрестного умножения. Например:

АЛГЕБРАИЧЕСКИХ ␣ УРАВНЕНИЙ ␣ СИСТЕМА ␣ (N,A,B) ⊻

N – порядок
A – коэффициенты
B – свободные члены.

Оператор „выполнить" обращается к подпрограмме, указывая метку выполнить ␣ 7 ⊻

Операторы „если", „перейти", „повторить" управляют вычислительным процессом, осуществляя переходы по выполнении условий или организуя цикл.

Например: повторить ␣ 5 ␣ I=J ␣ (2). K=M ␣ (J), L=2 ␣ (H) ⊻

Приведенная запись означает: повторить вычисления по автокодовой программе от оператора с меткой "5", всякий раз увеличивая индекс I на 2 (начиная с J), индекс "K" на J (начиная с M), индекс L на H (начиная с 2). В конце программы ставится оператор „конец".

Операторы вывода на печать осуществляют выход на соответствующее устройство и печать. Соответствующий оператор осуществляет обращение к библиотечной программе или включает машинный код в автокодовую программу.

По оператору „выполнить" (с указанием метки) осуществляется обращение к автокодовым подпрограммам, которые записываются в конце программы.

Автокодовая программа имеет следующую структуру:

Заглавие ⊻
Операторы
Подпрограммы
Начало ␣ <метка> ⊻

Основные символы, составляющие программу перфорируются в виде одного массива (зона ввода) со специального бланка, для записания автокодовых программ.

Транслятор располагают на ЛПМ-2, рабочую ленту на ЛПМ-0.

Вначале производится вызов в МОЗУ основного блока обслуживающих программ транслятора и БСП. В процессе трансляции осуществляется контроль синтаксических и части семантических ошибок.

Рабочая программа, формируемая транслятором, имеет следующую структуру:

0066) рабочие ячейки,
простые переменные,
массивы,
константы,
команды рабочей программы,
программы БСП АКИ, используемые в РП.

Автокодовую программу можно корректировать с помощью операторов: "вставить", "удалить", "заменить". Составленные с помощью транслятора АКИ рабочие программы получают условные номера и могут составить библиотеку рабочих программ БРП, которую записывают на магнитную ленту. Таких лент в вычислительном центре может быть несколько. Их можно использовать одновременно, организуя приоритетное обращение к нужным задачам.

Обслуживающие программы для работы с транслятором АКИ выполняют вызов блока транслятора, вызов обслуживающих программ из БСП АКИ, имеющих нумерацию с 0001 до 0377 и вывод рабочих программ на АЦПУ.

На этом краткое описание языка АКИ закончим. Использование этого языка повышает во много раз производительность труда программиста и оператора, сокращает время отладки программы и время подготовки самого программиста.

Поскольку в нашем университете имеется ЭВМ "Минск-22", то оправдана и необходима всяческая пропаганда АКИ-400 и других языков более высокого порядка.

В заключение хочется отметить, что для эффективного решения взятой задачи приходится учитывать не только тип алгоритмического языка, но и марку ЭВМ, на которой предполагается получение результата.

Конструирование ЭВМ и алгоритмических языков находится в прямой зависимости от поставленных задач, и в этом направлении стоят крупные проблемы, которые ждут своего разрешения.

ЛИТЕРАТУРА

Автокод для решения инженерных задач на машине "Минск-22".

Описание "Минск-22". Папка № 7, 1965.

КУРТАКОВ К.Ш.

ОПИСАНИЕ ПРОГРАММЫ РЕШЕНИЯ СИСТЕМЫ АЛГЕБРАИЧЕСКИХ УРАВНЕНИЙ МЕТОДОМ ИТЕРАЦИИ, НА ЭВМ "СЕТУНЬ"

При помощи данной программы решается система алгебраических уравнений $Ax = b$ (1)

где A вещественная квадратная матрица порядка $n \times n$, а x и b-векторы-столбцы из n-компонентами.

Для удобства система (I), должна быть переведена к следующему виду: $x = \alpha x + \beta$ (2)

где α - матрица порядка $n \times n$, x и b -векторы из n-компонентов. Решается система (2) .
За начальное приближение берется $x_0 = b$, последующие приближения вычисляются по формуле: $x_{n+1} = \alpha x_n + \beta$, до тех пор пока не будет выполняться условие $|x_{n+1} - x_n| \leq \varepsilon$, где ε -задается.
Тогда x_{n+1} принимается за решение.

Программа занимает три зоны магнитного барабана: 42, 43,44. По этой программе можно решить системы линейных уравнений, состоящих из 25 уравнений с 25 неизвестными. Предполагается, что определитель $\mathcal{D}(A) \neq 0$ и метод сходится.

Использование программы.

Программа и исходные данные вводятся и работают таким образом:

I. Вводится начальным "пуском" ИП-3 и программы READ и PRINT -можно первый раз не вводить.

2. Вводятся исходные данные:матрица α вводится в зоны магнитного барабана, начиная с IO-й зоны до 4 Ж и размещаются последовательно, вектор β вводится в зонах 4 Ц, 40, где в 40 зоне будет храниться вектор β , а в 4 Ц, вектор x_n.

3. Вводится основная программа в зоны 42,43,44 и работает до нахождения решения с заданной точностью $\varepsilon = 10^{-\alpha}$ (где α- целое), ε - находится по обобщенному адресу 0.42.42,

после чего происходит останов Ω_4.

4. Пуском вводится программа PRINT, выводится на печать решение системы и происходит останов Ω_5 ,

Для ввода исходных данных составлена программа в одной зоне, которая помещается в 4I зону МБ. Лента этой программы приклеивается перед лентой исходных данных и однотактным режимом вводится в Φ_0 и восстанавливаются такие ячейки: 0Ц4, в этой ячейке с пульта записывается число n в пяти старших разрядах. Например при n = 5 в ячейке 0Ц4 записывается 0I Ж 00. В ячейке 024 записывается число n^2 в виде трех десятичных цифр например, при $n=5$, в этой ячейке записывается 25 = 00IУ Ж. В ячейке 033 записывается число n в виде трех десятичных цифр например, при n=5 в этой ячейке будет записываться 5=000IЖ. После восстановления этих ячеек, на автоматическом режиме нажимается кнопка "пуск". Исходные данные перфорируются по правилу для ИП-3, т.е. для каждого массива чисел (в массиве не больше I62 символа) перфорируются сначала шесть пробелов, потом число, после числа один пробел и в конце каждого массива один пробел и три стопа.

По необходимости можно изменить зону 40 для хранения вектора b , зону 4 Ц для хранения вектора x_n и зону IO начало матрицы. Для этого надо в зону перевода изменить следующие ячейки: 0Х,0У,00 где (0Х):= 0I0 ЖЖ; (0У) :=04Ц ЖЖ; (00) =040 ЖЖ.

ТАБЛИЦА ОСТАНОВОВ

N	К	С	Причина	Возможные устранения причины остановки
Ω_1	I 4 02X	I44	Несовпадение введенных информаций	Отвести перфоленту на две зоны назад и нажать кнопку "пуск"
Ω_2	000 2X	I34	Окончание ввода информации	
Ω_3	0Ц 0 2X	03У	Несовпадение контрольных сумм при вводе основных программ	Повторить ввод.
Ω_4	000 2X	IЖ X	Окончание программы	
Ω_5	040 2X	IУ3	Окончание печати результатов.	

Зона для ввода исходных данных

АДРЕС	КОМАНДА
ЖЖ ЖХ	0 ЧЧ ХХ
ЖУ	I ЦЧ 30
ЖЦ Ж0	0 03 У3
ЖI	Ц IХ ХХ
Ж2 Ж3	I 0Х 30
ЖЧ	0 IЧ У3
ХЖ ХХ	I 0У 30
ХУ	0 ЧЧ У3
ХЦ Х0	I 00 30
ХI	0 0I У3
Х2 Х3	0 ЧЧ Х3
ХЧ	Ц 03 Ц3
УЖ УХ	Ц ЖУ 00
УУ	0 ЧЧ 0Х
УЦ У0	0 00 00
УI	0 00 00
У2 У3	0 00 00
УЧ	0 00 00
ЦЖ ЦХ	0 00 00
ЦУ	0 00 00
ЦЦ Ц0	0 00 00
ЦI	0 00 00
Ц2 Ц3	0 ЧI 00
ЦЧ	0 0Ч 00
0Ж 0Х	0 I0 ЖЖ
0У	0 ЧЦ ЖЖ
0Ц 00	0 Ч0 ЖЖ
0I	0 ЧI Х3

АДРЕС	КОМАНДА МБ 41
02 03	I ЧI ХХ
0Ч	I I0 00
IЖ IХ	0 00 00
IУ	0 00 00
IЦ I0	Ц IЖ ХХ
II	I Ц3 Ц0
I2 I3	Ц ЧЧ 0Х
IЧ	Ц IЖ Х3
2Ж 2Х	Ц IХ ХХ
2У	Ц 03 Ц3
2Ц 20	Ц ЖУ 00
2I	0 ЧХ ЦЧ
22 23	0 I0 ЖЖ
2Ч	0 00 ЧХ
3Ж 3Х	Ц 03 Ц3
3У	Ц ЖУ 00
3Ц 30	0 ЧХ ЦЧ
3I	0 ЧЧ ЖЖ
32 33	0 00 0Ч
3Ч	0 00 2Х
ЧЖ ЧХ	0 ЧЧ ХХ
ЧУ	0 Ч0 Х3
ЧЦ Ч0	0 ЧЦ Х3
ЧI	0 0I Х0
Ч2 Ч3	0 0I 00
ЧЧ	0 00 00
КС	0 00 0I
	0 ХЧ 2У

Ввод основной программы

АДРЕС		КОМАНДА
ЖЖ	ЖХ	0 00 2Х
	ЖУ	I ЖХ 00
ЖЦ	ЖО	0 00 00
	ЖI	0 00 00
Ж2	Ж3	0 00 00
	ЖЧ	0 00 00
ХЖ	ХХ	0 00 00
	ХУ	0 00 00
ХЦ	ХО	0 00 00
	ХI	0 00 00
Х2	Х3	0 00 IЖ
	ХЧ	I УУ Ж2
УЖ	УХ	0 00 II
	УУ	I ХУ ЧЦ
УЦ	УО	0 00 IЖ
	УI	0 У3 УО
У2	У3	0 00 IЖ
	УЧ	Ц 23 Ж3
ЦЖ	ЦХ	0 00 00
	ЦУ	Ц IЦ ОЖ
ЦЦ	ЦО	0 00 IЖ
	ЦI	0 IЦ II
Ц2	Ц3	0 03 ЦО
	ЧЧ	0 II 00
ОЖ	ОХ	0 00 IЖ
	ОУ	0 IЦ II
ОЦ	00	0 ЦО 00
	ОI	0 ЧЧ ЦО

АДРЕС		КОМАНДА
02	03	Ц ОI ХО
	ОЧ	Ц 00 ХЧ
IЖ	IХ	0 23 ЦО
	IУ	0 ОЖ ОХ
IЦ	IО	0 ОЧ ЦО
	II	0 ЖХ 3I
I2	I3	0 3У УО
	IЧ	0 ОЖ 33
2Ж	2Х	0 ОЖ У3
	2У	0 Ц3 ЦХ
2Ц	20	0 II IХ
	2I	0 Ц3 IО
22	23	0 00 ЦО
	2Ч	0 Ц2 3У
3Ж	3Х	0 33 IО
	3У	0 ЦО 2Х
3Ц	30	0 ОЖ 30
	3I	0 Ц2 УЧ
32	33	0 Ц3 ЦХ
	3Ч	0 00 ОХ
ЧЖ	ЧХ	0 ЖХ IО
	ЧУ	0 ЧЧ ЦО
ЧЦ	ЧО	0 Ч3 ЦХ
	ЧI	0 ЧЧ ОХ
Ч2	Ч3	0 ОI 00
	ЧЧ	0 Ч2 00
КС		0 00 00
		0 2I УЖ

АДРЕС		КОМАНДА
ЖЖ	ЖХ	0 00 00
	ЖУ	0 ЧI ЖЖ
ЖЦ	ЖО	0 ЧЦ ЖЖ
	ЖI	0 00 00
Ж2	Ж3	0 00 00
	ЖЧ	0 00 00
ХЖ	ХХ	0 00 00
	ХУ	IЖХ 30
ХЦ	ХО	I ХХ У3
	ХI	Ц ЧУ 03
Х2	Х3	Ц ОУ 00
	ХЧ	0 00 00
УЖ	УХ	Ц 00 УУ
	УУ	Ц 00 ЧЦ
УЦ	УО	Ц ОУ 00
	УI	0 ЧЦ ЖЖ
У2	У3	0 IЦ ОХ
	УЧ	Ц 00 ЧЦ
ЦЖ	ЦХ	Ц ОУ 00
	ЦУ	I 00 Ж2
ЦЦ	ЦО	0 IУ Ц3
	ЦI	I 00 Ж2
Ц2	Ц3	I ХЧ 30
	ЦЧ	I ЧI 33
ОЖ	ОХ	I ХЧ У3
	ОУ	I УI 30
ОЦ	00	I ЧI 33
	ОI	I УI У3

АДРЕС		КОМАНДА МБ 42
02	03	I ХХ 30
	ОЧ	Ц ЧI 3Х
IЖ	IХ	I ХХ У3
	IУ	I ХI I3
IЦ	IО	I Ж2 30
	II	Ц ЧЦ У3
I2	I3	Ц ЧУ 03
	IЧ	Ц ОУ 00
2Ж	2Х	0 00 00
	2У	0 IУ Ц3
2Ц	20	0 ЧI ЖЖ
	2I	0 ЧI Х3
22	23	I ЖО 30
	2Ч	I УI У3
3Ж	3Х	I 2Х 30
	3У	I ЧI 33
3Ц	30	I 2Х У3
	3I	I ЧI ЦО
32	33	I Ж2 ОХ
	3Ч	I 20 30
ЧЖ	ЧХ	I ЧI 33
	ЧУ	I 20 У3
ЧЦ	ЧО	Ц ЖХ 00
	ЧI	0 00 03
Ч2	Ч3	0 ЦЖ 3Х
	ЧЧ	I ЦI ЦI
КС		0 00 IЖ
		Ц 23 Ж3

АДРЕС	КОМАНДА
ЖЖ ЖХ	0 42 ХХ
ЖУ	0 ЖI 30
ЖЦ ЖО	Ц ЖI 3Х
ЖI	0 ЖI У3
Ж2 Ж3	I ХI I0
ЖЧ	0 Ч2 Х3
ХЖ ХХ	Ц 03 Ц3
ХУ	Ц ЖУ 00
ХЦ ХО	0 Ч2 ХУ
ХI	0 ЖХ 30
Х2 Х3	I 2Х У3
ХЧ	0 ЖО 30
УЖ УХ	I УЧ У3
УУ	0 ЖУ 30
УЦ УО	IЦI У3
УI	ЦЧУ 03
У2 У3	Ц ОУ 00
УЧ	0 00 00
ЦЖ ЦХ	Ц 00 УУ
У	Ц 00 ЧЦ
ЦЦ ЦО	Ц ОУ 00
Ц	0 00 00
Ц2 Ц3	ОIУ ЦХ
ЦЧ	Ц00 ЧЦ
ОЖ ОХ	ЦОУ 00
ОУ	ОЧ2 Ч2
ОЦ ОО	ОIУ ХI
ОI	Ц00 ЧЦ

АДРЕС	КОМАНДА МБ 43
02 03	Ц ЧЦ 30
0Ч	. ХХ 20
IЖ IХ	I 2У I3
IУ	0 ЧI ХХ
IЦ IО	0 ЧЦ Х3
II	Ц 03 Ц3
I2 I3	Ц ЖУ 00
IЧ	0 ЧЧ 2Х
2Ж 2Х	0 00 00
2У	I 2Х 30
2Ц 2О	Ц ЖI 3Х
2I	I 2Х У3
22 23	Ц ЖХ I0
2Ч	I УЧ 30
3Ж 3Х	I ЧХ 33
3У	I УЧ У3
3Ц 3О	I ЦI 30
3I	I ЧХ 33
32 33	I ЦI У3
3Ч	I УI 00
ЧЖ ЧХ	0 00 03
ЧУ	0 Ч0 00
ЧЦ ЧО	0 IЖ ХХ
ЧI	I ЧУ ЦО
Ч2 Ч3	0 ЧЧ ОХ
ЧЧ	0 IЖ Х3
КС	0 00 00
	Ц IЦ ОЖ

АДРЕС	КОМАНДА
ЖЖ ЖХ	0 00 2Х
ЖУ	I ЦХ 00
ЖЦ ЖО	Ц 03 Ц3
ЖI	Ц ЖУ 00
Ж2 Ж3	0 ЧI ЖУ
ЖЧ	0 0I 00
ХЖ ХХ	0 Ч0 IЖ
ХУ	0 ЧЦ ЖЖ
ХЦ ХО	0 ЦЧ 00
ХI	I ХУ 30
Х2 Х3	I 0Ч 33
ХЧ	I ХУ У3
УЖ УХ	I УЧ 30
УУ	Ц ЖI 3Х
УЦ УО	I УЧ У3
УI	I ЖО I3
У2 У3	0 Ч0 2Х
УЧ	0 00 00
ЦЖ ЦХ	0 IЖ ХХ
ЦУ	I У3 ЦО
ЦЦ ЦО	0 ЧЧ ОХ
ЦI	0 IЖ Х3
Ц2 Ц3	0 0I ХО
ПЧ	0 0I 00
ОЖ ОХ	I 03 30
ОУ	I УЧ У3
ОЦ ОО	I 2Х 00
О ОI	0 Ч0 ЖЖ

АДРЕС	КОМАНДА МБ 44
02 03	0 00 00
04	0 00 03
IЖ IХ	I 23 4I
IУ	I I3 2Ц
IЦ IО	I I3 4I
II	I I3 2Ж
I2 I3	0 00 00
IЧ	0 00 00
2Ж 2Х	0 Ч2 ХХ
2У	I IЧ 30
2Ц 2О	0 ХЧ У3
2I	I 03 30
22 23	0 ЖI У3
2Ч	0 ЖХ У3
3Ж 3Х	0 ЖУ 30
3У	0 20 У3
3Ц 3О	I 0I 30
3I	0 2Х У3
32 33	I ЧЧ 30
3Ч	0 ЖО У3
ЧЖ ЧХ	0 УI У3
ЧУ	0 Ч2 Х3
ЧЦ ЧО	Ц 03 Ц3
4I	Ц ЖУ 00
Ч2 Ч3	0 Ч2 ХУ
ЧЧ	0 ЧЦ ЖЖ
КС	0 00 IЖ
	0 IЦ II

КУРТАКОВ К.Ш.

АЛГОРИТМ И ПРОГРАММА РАСЧЕТА ХАРАКТЕРИСТИК СЕТЕВЫХ ГРАФИКОВ НА ЭВМ "СЕТУНЬ"

§ I. Основные определения сетевого графика.

Сетевой график – это наглядное изображение проекта в виде графа, отображающее технологическую взаимосвязь между работами.

Элементы сетевого графика – события и работы.

Событие – это промежуточный или окончательный результат одной или нескольких работ, который предопределяет возможность начала следующей работы. (см.рис. I)

Работа бывает реальная и фиктивная. Реальная работа – эта работа потребляющая время и рессурсы, изображается сплошной стрелкой. (см.рис.I). Фиктивная работа – эта работа, непотребляющая ни времени ни ресурсов. Она определяет зависимость возможности свершения одного события от факта свершения другого. (см.рис.3 работы [2 – 5]).

Предшествующее событие   Последующее событие

$$(i) \xrightarrow{t_{ij}} (j)$$

Рис. I Графическое изображение работ и событий.

Путь сетевого графика – непрерывная последовательность работ между двумя любыми событиями сетевого графика, в котором конечное событие каждой работы совпадает с начальным событием следующей за ней работы.

Полный путь – путь сетевого графика от исходного до завершающего события.

Критический путь – это полный путь сетевого графика, имеющий наибольшую продолжительность.

Наиболее раннее возможного времени наступления событий i – максимальная длина пути из начального события до i– го события. Обозначим это время через $T_i^{(0)}$.

Критическим временем проекта назовем минимальное время наступления последнего события n. Другими словами, критическое время – это минимальное количество времени, необходимое для выполнения всего комплекса работ.

Наиболее поздний допустимый срок свершения события i – наиболее поздний момент, к которому обязательно должно произойти событие, чтобы ход осуществления проекта не отставал от утвержденного календарного графика. Обозначим это время через $T_i^{(1)}$.

Общий резерв времени – количество времени, на которое можно перенести начало работы или увеличить ее продолжительность без изменения общего срока строительства.

Частный резерв времени – количество времени, на которое можно перенести начало работы или увеличить ее продолжительность, не изменяя раннего срока начала последующих работ.

§ 2. Постановка задачи.

Вычисляем характеристики сетевого графика.

I. Вычисление наиболее раннего возможного времени наступления события i – $T_i^{(0)}$.

а) Начальному событию (выход сети – $i^{(0)}$) приписываем $T_{i^{(0)}}^{(0)}=0$ (если входов несколько $i_1^{(0)}, i_2^{(0)}, \ldots, i_N^{(0)}$, то всем этим входам приписываем $T_{i_\mu^{(0)}}^{(0)}=0$, где $\mu=1,2,\ldots,N$.

б) Рассмотрим очередное событие с номером $\tilde{i}$, если мы уже вычислили все $T_i^{(0)}$, где $i<\tilde{i}$.

в) Будем искать среди списка индексов j всех предыдущих работ номера $\tilde{j}$ равные $\tilde{i}$, эти номера будут $\tilde{j}_1, \tilde{j}_2, \ldots, \tilde{j}_k$.

г) Вычисляем суммы $(T_{i_1,\tilde{j}_1}^{(0)}+t_{i_1,\tilde{j}_1},\ldots,T_{i_k,\tilde{j}_k}^{(0)}+t_{i_k,\tilde{j}_k})$ и выбираем из них наибольшую, т.е. вычисляем

$$T_{\tilde{i}}^{(0)}=\max_{\substack{i_k<\tilde{i}\\ \tilde{j}_k=\tilde{i}}}\left[T_{i_k,\tilde{j}_k}^{(0)}+t_{i_k,\tilde{j}_k}\right].$$

д) Правила б), в), г) применяются ко всем событиям в сети. В результате этого значение наиболее раннего возможного времени свершения конечного события n (выход сети) $- T_n^{(0)}$ дает нам длину критического пути. Если выходов в сети несколько $(n_1, n_2, \dots n_\mu)$, то $T_{n_1}^{(0)}, T_{n_2}^{(0)}, \dots, T_{n_\mu}^{(0)}$ дают нам длину критического пути для каждого выхода.

2. Вычисление наиболее позднего времени наступления события $i - T_i^{(1)}$. Вычисление наиболее позднего возможного времени наступления события $T_i^{(1)}$ начнем с конца, т.е. конечному событию (выходу сети) приписываем значение $T_n^{(1)} = T_n^{(0)}$. Если выходов несколько $n_1, n_2, \dots, n_\mu$, то им приписываем значение $T_{n_1}^{(1)} = T_{n_1}^{(0)}, T_{n_2}^{(1)} = T_{n_2}^{(0)}, \dots, T_{n_\mu}^{(1)} = T_{n_\mu}^{(0)}$.

Так как из события $n-1$ выходит только одна работа, то

$$T_{n-1}^{(1)} = T_n^{(1)} - t_{n-1,n} .$$

Из события с номером $n-2$ выходят две работы $(n-2, n-1)$, $(n-2, n)$ поэтому $T_{n-2}^{(1)}$ может быть наименьшей из двух разностей $T_{n-1}^{(1)} - t_{n-2,n-1}$ и $T_n - t_{n-2,n}$, так как в противном случае на выполнение одной из работ $(n-2, n-1)$ или $(n-2, n)$ не хватит времени, т.е.

$$T_{n-2}^{(1)} = \min\left[T_n^{(1)} - t_{n-2,n-1} ,\ T_{n-1}^{(1)} - t_{n-2,n-1} \right]$$

Для всех остальных (до первого) событий вычисляем $T_i^{(1)}$ по такому правилу:

Рассмотрим событие $\bar{i}$, если величина $T_i^{(1)}$ вычислена для всех последующих событий. Событие $\bar{i}$ может быть началом нескольких работ: $(\bar{i}, j_1), (\bar{i}, j_2), \dots, (\bar{i}, j_k)$.

Находим разности $(T_{j_1}^{(1)} - t_{\bar{i}, j_1}), (T_{j_2}^{(1)} - t_{\bar{i}, j_2}), \dots, (T_{j_k}^{(1)} - t_{\bar{i}, j_k})$.

и выбираем из них наименьшую, т.е.

$$T_{\bar{i}}^{(1)} = \min_{\substack{j_k > \bar{i} \\ i = \bar{i}}} \left[T_{j_k}^{(1)} - t_{\bar{i}, j_k} \right] .$$

3. Вычисление резервов времени: $R_{i,j}$ и $r_{i,j}$.

Для каждой работы вычисляется два вида резервов времени:

а) $R_{i,j} = T_j^{(1)} - T_i^{(0)} - t_{ij}$ — общий резерв времени для работы вида (i, j).

Значение $R_{i,j} = 0$ определяет работа, лежащая на критическом пути.

б) $r_{i,j} = T_j^{(0)} - T_i^{(0)} - t_{i,j}$ — частный резерв времени для работы вида (i, j).

§ 3. Реализация програмы.

С помощью рассматриваемых здесь алгоритма и программы можно обрабатывать сетевые графики, когда номера событий упорядочены. Будем рассматривать сетевой график с любым количеством выходов, заданный списком работ (i, j), каждая из которых характеризуется следующими величинами: i — номер предшествующего события, j — номер последующего события, $t_{i,j}$ — продолжительность выполнения работы (i, j) в целых числах.

На обрабатываемые сетевые графики накладываются такие ограничения: а) Число m работ, входящих в сеть, не превышает 621,

б) Число n событий, входящих в сеть, не превышает 432,

в) Временные оценки продолжительности работы выражаются в целых неделях или днях и не превышает 3280 единиц времени. А длина критического пути не превышает 9841 единиц времени.

Следовательно, имеется ввиду, что временные оценки задаются либо только в неделях, либо только в днях.

Данная система программы состоит из следующих подпрограмм:

I. Подпрограммы перевода целых чисел из десятичной системы счисления в троичную систему счисления.

2. Подпрограмма перевода целых чисел из троичной системы счисления в десятичную систему счисления.

3. Подпрограммы вычисления $T_i^{(0)}$ - наиболее раннее возможное время наступления i - того события (или длина критического пути от начального события до i -того события).

4. Подпрограммы вычисления $T_i^{(1)}$ - наиболее позднее возможное время наступления i - го события.

5. Подпрограммы вычисления $r_{i,j}$ - частный резерв времени работ.

6. Подпрограммы вычисления $R_{i,j}$ - общий резерв времени работ.

Вышеуказанная система подпрограмм состоит из 3 частей - 3 лент. Вводится первая часть программы - программа перевода чисел из десятичной системы счисления в троичную, и программа вычисления $T_i^{(0)}$.

Программа перевода чисел из десятичной системы счисления в троичную систему счисления.

Назначение программы - ввода и приобразование исходного списка работ, а также m - количество работ и n - количество событий, необходимых для работы программы.

Входная информация о каждой работе задается отдельной строкой, которая представляет собой три числа: (i , j , $t_{i,j}$), где i - номер предшествующего события, j - номер последующего события, $t_{i,j}$ - продолжительность работы (i , j). Продолжительность каждой работы задается только в целых числах.

Для удобства вычислений к имеющейся сети или перечню работ прибавляем еще одну работу с нулевой продолжительностью вида (n, n, 0) если сеть имеет один выход. Пусть сеть имеет несколько выходов: $n_1, n_2, \dots, n_\mu$, тогда к перечню работ прибавляем работы с нулевой продолжительностью ($n_1, n_1, 0$), ($n_2, n_2, 0$) , . . . , ($n_\mu, n_\mu, 0$). Как только в списке работ номера станут больше номера какого-нибудь выхода, допустим n_k, то перед этой работой внесем в список работ работу вида (n_k , n_k , 0).

Информация записывается и вводится в машину как целые положительные числа. Ввод происходит с двух фотовводов. Сначала с первого фотоввода вводится n и m - количество событий и количество работ, потом остальные исходные данные по зонам (в каждой зоне находится 27 чисел). Каждая строка находится в трех последовательных ячейках: в первой ячейке i ,во второй j , в третьей $t_{i,j}$.

Ввод зон производится автоматически, т.е. машина будет требовать ввода до тех пор, пока количество введенных строк не будет равно m где m - количество работ. После ввода каждой зоны (если зона ввелась правильно), числа i, j и $t_{i,j}$ переводятся в троичную систему счисления и помещаются в одной длинной ячейке памяти. Длинная ячейка имеет I8 троичных разрядов и используется таким образом: первый разряд для номера " i ", со второго по десятый разряды для номера " j " и с одиннадцатого по восемнадцатый разряды для $t_{i,j}$. (см. рисунок 2)

i	j								$t_{i,j}$							
I	2	3	4	5	6	7	8	9	IO	II	I2	I3	I4	I5	I6	I7	I8

Рис. 2.

Размещение исходной информации в памяти машины производятся следующим образом: работы, выходящие из события i , отнесем к одной группе работ P_i . Первой работе этой группы присвоим признак π=I, а всем остальным работам данной группы- признак π =0. Например, из события P=2 выходят работы (2,3), (2,5), (2,7) (см.рис.3). Тогда эти работы образуют группу P_2 и работе (2,3) - присвоится признак π =I, а работам (2,5) и (2,7) - признак π =0. Первая работа этой группы размещается в ячейке так: первому разряду длинной ячейки присвоится I, а j и $t_{i,j}$ размещаются в соответствующие разряды.этой же длинной ячейки, как сказано выше. В следующие последовательные длинные ячейки размещаются остальные работы этой группы с присвоением первому разряду значения "0".

После размещения работ группы P_i переходим к размещению следующей группы работ P_{i+1} и т.д.

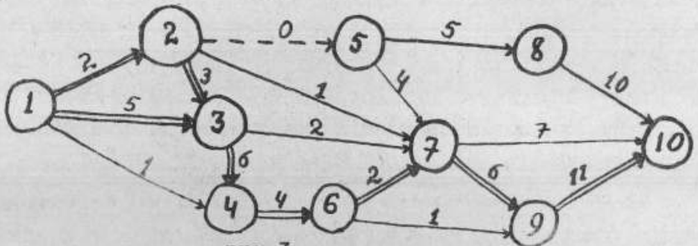

рис.3

Группа работ P_2 (с продолжительностью соответственно 3,0,I) изображается в ячейках таким образом:

I	0	0	0	0	0	0	0	I	0	0	0	0	0	0	0	I	0

0	0	0	0	0	0	0	1	$\bar{I}$	$\bar{I}$	0	0	0	0	0	0	0	0

0	0	0	0	0	0	0	1	$\bar{I}$	1	0	0	0	0	0	0	0	I

Где

i	j	$t_{i,j}$
2	3	3
2	5	0
2	7	I

Эта часть программы размещается в зонах 42,43,44 магнитного барабана (МБ) и работает в зонах $Ф_{\bar{1}}$, $Ф_0$, $Ф_1$ оперативной памяти. Обобщенный адрес начала этой части программы 0 II $\bar{I}$0. (0 44 $\bar{I}$0).

Программы вычисления характеристик сетевого графика.

После ввода и размещения исходных данных работает программа вычисления $T_i^{(0)}$. Эта программа размещается в зонах IW, IX,IУ МБ и работает в зонах $Ф_0$ и $Ф_1$ оперативной памяти. Обобщенный адрес начала этой части программы IIWZX.

По окончании вычисления $T_i^{(0)}$ вводится вторая часть программы. Она состоит из следующих подпрограмм:

а) часть подпрограммы вычисления $T_i^{(1)}$ – эта подпрограмма размещается в зоне IX МБ и работает в зоне $Ф_1$ оперативной памяти. Обобщенный адрес начала этой подпрограммы IIXУI.

б) подпрограмма перевода целых чисел из "3 ↗ I0"-она размещается в зонах IW,IУ МБ и работает в зонах $Ф_{\bar{1}}$ и $Ф_0$ оперативной памяти. Обобщенный адрес начала этой части подпрограммы Z1WZY.

в) подпрограмма для вычисления $\tau_{i,j}$ размещается в зонах IZ, I0 МБ. Обобщенный адрес начала этой части ZI0XI. Эта часть программы вычисляет и печатает частные резервы $\tau_{i,j}$ для всех работ.

В конце вводится третья часть программы - программа вычисления $T_i^{(1)}$ размещается в зонах IZ , I0 МБ (на месте программы вычисления $\tau_{i,j}$). Эти зоны работают в зонах $Ф_2$ и $Ф_1$ оперативной памяти. После ввода этой части, сначала печатаются все $T_i^{(0)}$ в десятичном виде и начинаются вычисления $T_i^{(1)}$. Программа вычисления $T_i^{(1)}$ одновременно вычисляет и печатает общие резервы $R_{i,j}$ для всех работ (начиная с конца до начала, т.е. с работой (n,n) до работы (I,2) и в конце печатаются все $T_i^{(1)}$ в десятичном виде и происходит останов.

Подготовка информации к вводу в машину..

На внешних носителях информации (перфолента) числа перфорируются таким образом: в массиве чисел после каждого десятичного числа пробивается символ "пробел (␣) и перед числом дополняют "пробел" (␣) - до шести символов (каждое слово состоит из шести символов).

Пример перфорации чисел: 2 3 3

2 5 0

2 7 I

␣␣␣␣2␣ ␣␣␣␣3␣ ␣␣␣␣3␣
␣␣␣␣2␣ ␣␣␣␣5␣ ␣␣␣␣0␣
␣␣␣␣2␣ ␣␣␣␣7␣ ␣␣␣␣1␣

Числа при перфорации группируются в отдельные зоны. Количество чисел в зоне равно 27, т.е. 9 строк вида (i, j $t_{i,j}$). Если в последней зоне информации количество чисел будет меньше, чем 27, тогда надо дополнить эту зону любыми символами до 27 слов. Информация перфорируется в двух лентах дважды и вводится в машину с двумя фотовводами Φ_T-№ I и Φ_T-№2. В ленте, которая вводится с Φ_T-№ I в начале перфорируются количество событий (n), количество работ (m) и три стопа.

Например, при n=25 и m=59 перфорируем таким образом:

␣␣␣25␣ ␣␣␣59␣ ✓✓✓.

Между зонами на ленте надо ставить I5-20 см.пустого места для удобства ввода.

§ 4 Инструкция к использованию.

I. Поставить ленту первой части программы (программа перевода из "10↗3" и вычисления $T_i^{(0)}$) на фотоввод № I и нажать кнопку "начальный пуск". При правильном вводе происходит останов Ω_2[1] а при неправильном вводе происходит останов Ω_1.

2. Поставить ленту с исходными данными на фотоввод № I и нафотоввод № 2 и нажать кнопку "пуск". При неправильном вводе происходит останов Ω_3. При правильном вводе вычисляются все $T_i^{(0)}$ и происходит останов Ω_4.

I) О назначении остановов см. таблицу остановов.

3. Поставить ленту второй и третьей части программы (программа вычисления $R_{i,j}$, $r_{i,j}$, $T_i^{(1)}$, перевод "3↗I0) на фотоввод № I и нажать кнопку "начальный пуск". При неправильном вводе происходит останов Ω_1, при правильном вводе вычисляются и печатаются все частные резервы работ $r_{i,j}$ в десятичном виде и вводится третья часть программы, при неправильном вводе - Ω_1, при правильном вводе - Ω_2.

4. При останове Ω_2 нажать кнопку "пуск" - при этом печатаются все $T_i^{(0)}$ в десятичной форме и происходит останов Ω_5.

5. Нажать кнопку "пуск" - при этом вычисляются все $T_i^{(1)}$, $R_{i,j}$ и печатаются в десятичной форме все $R_{i,j}$ и происходит останов Ω_6.

6. Нажать кнопку "пуск" - при этом печатаются в десятичной форме все $T_i^{(1)}$ и происходит останов Ω_5.

§ 5, Таблица остановов.

№ Ω	К	С	Причина	Возможное устранение причины остановки.
Ω_1	0Z02X	03У	Несовпадение контрольных сумм при вводе всех частей основной программы	Повторить ввод
Ω_2	0002X	0WX	Окончание ввода первой и третьей части программы.	
Ω_3	Z002X	IXX	Несовпадение введенной информации с первого и второго фотовводов	Отвести перфоленты на одну зону назад на первом и втором фотовводах и нажать кнопку "пуск"
Ω_4	0002X	040	Окончание вычисления $T_i^{(0)}$	
Ω_5	0002X	Z33	Окончание печати в десятичной форме $T_i^{(0)}$ и $T_i^{(1)}$	
Ω_6	0002X	ZУ0	Окончание программы вычисления $T_i^{(1)}$ и вывод на печать всех $R_{i,j}$ общих резервов	

Литература

I. Е.М. Левитский. Системы сетевого планирования и управления опытно-конструкторскими разработками. Новосибирск 1966 г.

2. Ю.Бочкарёв. Строительство и архитектура Средней Азии. № 6, 1964 г.

3. Г.С.Поспелов, А.М.Тейман Автоматизация процессов управления разработками больших систем или сложных комплексов. Известия АН СССР серия Техническая кибернетика. № 4 1963г.

4. Е.А.Жоголев Особенности программирования и математическое обслуживание для машины "СЕТУНЬ". Москва 1964.

5. К.А. Багриновский, И.Б. Рабинович - Постановка задачи анализа сетевого графика, Им.СО АН СССР. "Вычислительные системы". Выпуск II, Новосибирск 1964

6. Ю.А.Авдеев, А.П.Николаев Управление сложными разработками по методу критического пути ИМ СО АН СССР "Вычислительные системы". Выпуск II Новосибирск 1964

7. С.И.Зуховицкий, М.А.Радчик Математические методы сетевого планирования, Москва 1965 г.

Приложение

Программа расчета характеристик сетевого графика.

Ввод первой части
перевод из "I0→3" и вычисление $T_i^{(0)}$.

АДРЕС	КОМАНДА			
ЖЖ	ЖХ	0	00	2Х
	ЖУ	Ц	II	ХХ
ЖЦ	ЖО	Ц	Ц0	00
	ЖI	0	00	00
Ж2	Ж3	0	00	00
	ЖЧ	0	00	00
ХЖ	ХХ	0	00	00
	ХУ	0	00	00
ХЦ	ХО	0	00	00
	ХI	0	00	00
Х2	Х3	0	00	IЖ
	ХЧ	I	УУ	Ж2
УЖ	УХ	0	00	II
	УУ	I	ХУ	ЧЦ
УЦ	У0	0	00	IЦ
	УI	Ц	УЖ	ХЖ
У2	У3	0	00	00
	УЧ	0	0Ц	0У
ЦЖ	ЦХ	0	00	IХ
	ЦУ	0	0Ц	Ц2
ЦЦ	Ц0	0	00	IЦ
	ЦI	I	22	ЦХ
Ц2	Ц3	0	03	Ц0
	ЦЧ	0	II	00
0Ж	0Х	0	00	IЦ
	0У	I	22	ЦХ
0Ц	00	0	У0	00
	0I	0	ЧЧ	Ц0

АДРЕС	КОМАНДА			
02	03	Ц	0I	Х0
	04	Ц	00	ХЧ
IЖ	IХ	0	23	Ц0
	IУ	0	0Ж	0Х
IЦ	I0	0	0Ч	Ц0
	II	0	ЖХ	3I
I2	I3	0	3У	У0
	IЧ	0	0Ж	33
2Ж	2Х	0	0Ж	У3
	2У	0	Ц3	ЦХ
2Ц	20	0	II	IХ
	2I	0	Ц3	I0
22	23	0	00	Ц0
	2Ч	0	Ц2	3У
3Ж	3Х	0	33	I0
	3У	0	Ц0	2Х
3Ц	30	0	0Ж	30
	3I	0	Ц2	УЧ
32	33	0	Ц3	ЦХ
	3Ч	0	00	0Х
ЧЖ	ЧХ	0	ЖХ	I0
	ЧУ	0	44	Ц0
ЧЦ	Ч0	0	Ч3	ЦХ
	ЧI	0	ЧЧ	0Х
Ч2	Ч3	0	0I	00
	ЧЧ	0	IЖ	00
КС		0	00	00
		0	02	II

МБ 1W

```
АДРЕС КОМАНДА

ЖЖ ЖХ 0 03 00
   ЖУ Ц 00 00
ЖЦ Ж0 0 00 00
   ЖI 0 0I 00
Ж2 Ж3 0 00 00
   ЖЧ 0 II ЖЖ
ХЖ ХХ 0 II ЖЖ
   ХУ Ц 00 00
ХЦ Х0 0 00 00
   ХI 0 00 00
Х2 Х3 0 00 00
   ХЧ 0 00 00
УЖ УХ 0 II ЖЖ
   УУ 0 00 0I
УЦ У0 0 00 00
   УI 0 00 00
У2 У3 0 0Ч 00
   УЧ Ц 00 У3
ЦЖ ЦХ I 0У Ц0
   ЦУ I ЖУ 0Х
ЦЦ Ц0 I Х0 30
   ЦI I УУ 33
Ц2 Ц3 I Х0 У3
   ЦЧ I ХI У3
0Ж 0Х I ЖЧ Ц0
   0У Ц 00 ХУ
0Ц 00 I ЖУ Ц0
   0I 0 ЖЖ 3I
```

```
АДРЕС КОМАНДА

02 03 I ЧI 20
   0Ч I 2У I3
IЖ IХ I ЖХ ЦХ
   IУ I ЦУ IХ
IЦ I0 I ЖЧ 30
   II I ЖI 33
I2 I3 I ЖЧ У3
   IЧ I ЦХ 00
2Ж 2Х 0 00 ЧЧ
   2У I Ж3 30
2Ц 20 I УУ 33
   2I I Ж3 У3
22 23 I 0У Ц0
   2Ч I ХУ 0Х
3Ж 3Х I УХ Ц0
   3У Ц 00 ХУ
3Ц 30 0 IХ ХХ
   3I I ХI 30
32 33 I УУ 3Х
   3Ч I ХI У3
ЧЖ ЧХ 0 ЖХ 00
   ЧУ 0 ЧХ ЖХ
ЧЦ Ч0 0 ЧЧ ЧЧ
   ЧI I 00 00
Ч2 Ч3 0 ЧЖ ЧЧ
   ЧЧ 0 ЧЖ ЧЧ
КС      0 00 IЖ
        I УУ Ж2
```


МБ IX

```
АДРЕС КОМАНДА

ЖЖ ЖХ 0 0Х I0
   ЖУ I ХУ Ц0
ЖЦ Ж0 0 ЖЖ 3I
   ЖI I ЧI 20
Ж2 Ж3 0 Х0 I0
   ЖЧ I ХЧ 30
ХЖ ХХ I УУ 33
   УХ I ХЧ У3
ХЦ Х0 0 ЖЖ 3I
   ХI I ЧЦ 20
Х2 Х3 I ЖI У0
   ХЧ I Ж3 3Х
УЖ УХ 0 00 I0
   УУ I ЖХ ЦХ
УЦ У0 I ХУ 0Х
   УI I 3I IХ
У2 У3 I УХ 30
   УЧ I ЖI 33
ЦЖ ЦХ I УХ У3
   ЦУ I 23 00
ЦЦ Ц0 0 00 00
   ЦI 0 00 00
Ц2 Ц3 0 I0 00
   ЦЧ 0 ЧЧ ЧЧ
0Ж 0Х 0 IУ ХХ
   0У 0 00 00
0Ц 00 I 43 30
   0I I ЧЧ У3
```

```
АДРЕС КОМАНДА

02 03 I ХЧ 30
   0Ч 0 0У У3
IЖ IХ 0 2I I0
   IУ I ЧЧ 30
IЦ I0 I УУ 20
   II I УУ 33
I2 I3 I ЧЧ 33
   IЧ I ЧЧ У3
2Ж 2Х 0 0У 30
   2У I УУ 3Х
2Ц 20 0 0Ч 00
   2I I ЧЧ 30
22 23 I 2Х 20
   2Ч 0 20 У0
3Ж 3Х 0 ЧЧ 33
   3У 0 40 У3
ЭЦ 30 0 ЖЖ 3I
   3I 0 Ц2 20
32 33 0 Ц3 У0
   3Ч I ЧЧ Ц0
ЧЖ ЧХ I IЖ Х3
   ЧУ I 00 ХУ
ЧЦ Ч0 0 00 00
   ЧI 0 IХ Х3
Ч2 Ч3 0 IУ ХХ
   ЧЧ I 00 33
КС      0 00 II
        I ХУ ЧЦ
```

АДРЕС	КОМАНДА
ЖЖ ЖХ	I ХЧ 0Х
ЖУ	I ЖУ Ц0
ЖЦ Ж0	I IХ 00
ЖI	0 00 00
Ж2 Ж3	I IЖ ХХ
ЖЧ	I УI У3
ХЖ ХХ	I У0 3Х
ХУ	0 Х3 IХ
ХЦ Х0	I УI 30
ХI	I У0 У3
Х2 Х3	I ХУ Ц0
ХЧ	0 IУ Х3
УЖ УХ	0 IХ ХХ
УУ	0 00 00
УЦ У0	0 00 00
УI	00 0 00
У2 У3	0 00 00
УЧ	0 00 00
ЦЖ ЦХ	0 00 00
ЦУ	0 00 00
ЦЦ Ц0	0 00 00
ЦI	0 00 00
Ц2 Ц3	0 00 00
ЦЧ	0 00 00
0Ж 0Х	0 00 00
0У	I ЧУ 30
0Ц 00	I 2Х 20
0I	I У3 У0

МБ 1У

АДРЕС	КОМАНДА
02 03	I УЧ 33
0Ч	0 II У3
IЖ IХ	I ЧУ Ц0
IУ	Ц 00 ХУ
IЦ I0	I У0 30
II	0 00 00
I2 I3	Ц 00 ХЧ
IЧ	I ХХ 30
2Ж 2Х	I УХ У3
2У	I ЧУ 30
2Ц 20	I УУ 20
2I	I УУ 33
22 23	I ЧУ 33
2Ч	I ЧУ У3
3Ж 3Х	I Ж0 30
3У	I УУ 3Х
3Ц 30	I Ж0 У3
3I	0 ЧУ I0
32 33	I УУ Ц0
3Ч	I У0 0Х
ЧЖ ЧХ	0 ЖХ 00
ЦУ	I IЖ ХХ
ЧЦ Ч0	0 00 2Х
4I	0 00 00
Ч2 Ч3	0 00 00
ЧЧ	0 Ж3 00
КС	0 00 IЦ
	Ц УЖ ХЖ

АДРЕС	КОМАНДА
ЖЖ ЖХ	0 I0 Ц0
ЖУ	0 2I 0Х
ЖЦ Ж0	0 03 Ц0
ЖI	0 2Ж 30
Ж2 Ж3	0 20 0Х
ЖЧ	0 20 У0
ХЖ ХХ	0 IЦ 20
ХУ	0 2I Ц0
ХЦ Х0	0 ЦУ I0
ХI	0 I2 33
Х2 Х3	0 20 Ц0
ХЧ	0 Ж0 ЦХ
УЖ УХ	0 ЦХ I0
УУ	0 Ж0 У0
УЦ У0	0 0Ч Ч0
УI	0 I2 У3
У2 У3	0 ЖI 00
УЧ	0 0I 00
ЦЖ ЦХ	I У3 00
ЦУ	0 IЖ 3Х
ЦЦ Ц0	0 0У I3
ЦI	0 IЖ 33
Ц2 Ц3	0 Ж0 Ц0
ЦЧ	0 2I 0Х
0Ж 0Х	0 Х3 00
0У	0 20 Ц0
0Ц 00	0 Ж0 ЦХ
0I	0 ЖI 00

МБ 1Z - 42

АДРЕС	КОМАНДА
02 03	0 У3 00
0Ч	0 II 00
IЖ IХ	0 00 00
IУ	0 00 I0
IЦ I0	0 00 00
II	0 00 IЧ
I2 I3	0 00 00
IЧ	0 00 00
2Ж 2Х	0 00 00
2У	0 00 00
2Ц 20	0 00 00
2I	0 00 00
22 23	0 00 00
2Ч	0 00 00
3Ж 3Х	0 00 00
3У	0 00 00
3Ц 30	00 0 00
3I	0 00 00
32 33	0 00 00
3Ч	0 00 00
ЧЖ ЧХ	0 00 00
ЧУ	0 00 00
ЧЦ Ч0	0 00 00
ЧI	0 00 00
Ч2 Ч3	0 00 00
ЧЧ	0 00 00
КС	0 00 00
	0 0Ц 0У

МБ 10-43

```
АДРЕС КОМАНДА

ЖЖ ЖХ 0 0Х Х0
   ЖУ Ц 0Ц Х0
ЖЦ Ж0 I ХХ Ц0
   ЖI 0 ЖЖ 3I
Ж2 Ж3 I ЖЖ 3У
   ЖЧ I Х0 I0
ХЖ ХХ Ц 00 2Х
   ХУ I ЖХ 00
ХЦ Х0 I 33 ЦХ
   ХI I ЖI IХ
Х2 Х3 0 Ч2 ХХ
   ХЧ I ХХ Ц0
УЖ УХ I 4I 0Х
   УУ 0 ЖЖ 3I
УЦ У0 0 2Ж У3
   УI 0 ЖХ 00
У2 У3 I ЧI Ц0
   УЧ 0 ЖЖ УЧ
ЦЖ ЦХ I 33 ЦХ
   ЦУ I УХ IХ
ЦЦ Ц0 I ХХ Ц0
   ЦI I ЧI 0Х
Ц2 Ц3 Ц ЧI Х3
   ЦЧ Ц ЧI ХХ
0Ж 0Х I 4I Ц0
   0У 0 ЖЖ 3I
0Ц 00 I Ч2 3Х
   0I I IУ I0
```

```
АДРЕС КОМАНДА

02 03 0 ЖЖ 3I
   0Ч I 42 У3
IЖ IХ I 3Ч 30
   IУ I 33 ЦХ
IЦ I0 0 ЖЖ 3Ч
   II I 3I У0
I2 I3 I 33 ЦХ
   IЧ 0 ЖЖ 3Ч
2Ж 2Х I ЧI 0Х
   2У I ЧХ Ц0
2Ц 20 Ц 00 ХУ
   2I I Ч0 Ц0
22 23 0 ЖЖ УЧ
   2Ч I ЧХ Ц0
3Ж 3Х Ц 00 ХЧ
   3У 0 ЧЧ ХХ
3Ц 30 0 ЖХ 00
   3I 0 IЦ 00
32 33 0 03 00
   3Ч 0 00 0I
ЧЖ ЧХ 0 II ЖЖ
   ЧУ 0 00 00
ЧД Ч0 Ц 00 00
   ЧI Ц 00 00
42 43 0 00 00
   44 0 00 00
КС    0 00 IХ
      0 0Ц Ц2
```


МБ 11-44

```
АДРЕСА КОМАНДА
ЖЖ ЖХ I ЧУ 30
   ЖУ I 3Ч 3Х
ЖЦ Ж0 I ЧУ У3
   ЖI 0 ЦХ I0
Ж2 Ж3 I Ч0 Ц0
   ЖЧ I 33 ЦХ
ХЖ ХХ I Ч0 0Х
   ХУ 0 УУ IХ
ХЦ Х0 I ЧХ Ц0
   ХI0 Ч0 ЦХ
Х2 Х3 I ЧХ 0Х
   ХЧ I ХХ Ц0
УЖ УХ I Ч0 0Х
   УУ I ЧI Ц0
УЦ У0 I 33 ЦХ
   УI I ЧI 0Х
У2 У3 I ЖХ I0
   УЧ I ЦЧ 00
ЦЖ ЦХ I IЖ ХХ
   ЦУ I ЦХ 00
ЦЦ Ц0 I IЦ ХХ
  ЦI I 42 Х3
Ц2 Ц3 Ц ЧЧ Х3
   ЦЧ I 0Ц Х0
0Ж 0Х 0 42 ХХ
   0У I ЖЖ 30
0Ц 00 0 2Ж У3
   0I Ц Ч3 30
```

```
АДРЕС КОМАНДА
02 03 0 ЦХ У3
   04 0 ЖХ 00
IЖ IХ 0 ЖХ У0
   IУ 0 IЖ ХХ
IЦ I0 0 Ж0 У3
   II 0 IЖ Х3
I2 I3 0 Ч2 ЖХ
   IЧ I ЖЦ 30
2Ж 2Х 0 2Ж У3
   2У Ц ЧI 30
2Ц 20 0 ЦХ У3
   2I 0 ЖХ 00
22 23 0 ЖХ У0
   2Ч 0 I0 ХХ
3Ж 3Х 0 ЧУ У3
   3У 0 Ч3 Х3
3Ц 30 0 Ч2 ХХ
   3I Ц ЧЧ 30
32 33 0 ЦХ У3
   3Ч 0 Ч2 Х3
ЧЖ ЧХ I Ч3 ХХ
   ЧУ I ЖХ 00
ЧЦ Ч0 0 0I 00
   ЧI Ц 23 00
42 Ч3 Ц IХ 00
   ЧЧ I У3 00
КС    0 00 IЦ
      I 22 ЦХ
```

Ввод второй части: перевод из "3→I0", вычисление $T_i^{(k)}$ и $\tau_{i,j}$

АДРЕС	КОМАНДА
ЖЖ	ЖХ Ц IЖ ХХ
	ЖУ I Ж3 30
ЖЦ	Ж0 Ц Ж3 У3
	ЖI Ц Х3 У3
Ж2	Ж3 0 ХЧ Ц0
	ЖЧ I ЖУ ЦХ
ХЖ	ХХ 0 Ц3 ЦХ
	ХУ Ц ЖУ 0Х
ХЦ	Х0 Ц IЖ Х3
	ХI Ц I0 ХХ
Х2	Х3 Ц ХI 00
	ХЧ I 00 00
УЖ	УХ 0 00 0Ж
	УУ 0 20 Ч2
УЦ	У0 0 00 02
	УI I 2Ж 20
У2	У3 0 00 02
	УЧ I 3I 2Х
ЦЖ	ЦХ 0 00 ЦУ
	ЦУ I ЦЖ I2
ЦЦ	Ц0 0 00 0У
	ЦI Ц ХЖ ХЖ
Ц2	Ц3 0 03 Ц0
	ЦЧ 0 II 00
0Ж	0Х 0 00 0У
	0У Ц ХЖ ХЖ
0Ц	00 0 У3 00
	0I 0 ЧЧ Ц0

АДРЕС	КОМАНДА
02	03 Ц 0I Х0
	0Ч Ц 00 ХЧ
IЖ	IХ 0 23 Ц0
	IУ 0 0Ж 0Х
IЦ	I0 0 0Ч Ц0
	II 0 ЖХ 3I
I2	I3 0 3У У0
	IЧ 0 0Ж 33
2Ж	2Х 0 0Ж У3
	2У 0 Ц3 ЦХ
2Ц	20 0 II IХ
	2I 0 Ц3 I0
22	23 0 00 Ц0
	2Ч 0 Ц2 3У
3Ж	3Х 0 33 I0
	3У 0 Ц0 2Х
3Ц	30 0 0Ж 30
	3I 0 Ц2 УЧ
32	33 0 Ц3 ЦХ
	3Ч 0 00 0Х
ЧЖ	ЧХ 0 ЖХ I0
	ЧУ 0 ЧЧ Ц0
ЧЦ	40 0 Ч3 ЦХ
	ЧI 0 44 0Х
42	Ч3 0 0I 00
	ЧЧ 0 IЖ 00
КС	0 00 0У
	0 УЦ IХ

АДРЕС	КОМАНДА
ЖЖ	ЖХ 0 03 00
	ЖУ I 00 00
ЖЦ	Ж0 I 00 30
	ЖI 0 0I 00
Ж2	Ж3 0 00 00
	ЖЧ 0 II ЖЖ
ХЖ	ХХ 0 II ЖЖ
	ХУ 0 00 00
ХЦ	Х0 Ц 0У 00
	ХI 0 00 00
Х2	Х3 0 00 00
	ХЧ 0 00 00
УЖ	УХ 0 00 00
	УУ 0 00 0I
УЦ	У0 I ЧЧ ЧЧ
	УI 0 00 00
У2	У3 0 ЧЖ ЧЧ
	УЧ 0 У3 00
ЦЖ	ЦХ I Ц3 00
	ЦУ Ц Ж3 30
ЦЦ	Ц0 Ц ХЧ У3
	ЦI 0 IУ ХХ
Ц2	Ц3 Ц Х0 30
	ЦЧ 0 IУ У3
0Ж	0Х 0 IУ Х3
	0У Ц ХЧ 30
0Ц	00 Ц УУ 3Х
	0I Ц ХЧ У3

M6 IW

АДРЕС	КОМАНДА
02	03 Ц 33 IХ
	0Ч Ц У3 30
IЖ	IХ Ц УУ 20
	IУ Ц УУ 33
IЦ	I0 Ц У3 33
	II Ц У3 У3
I2	I3 Ц ЧI 20
	IЧ Ц Ч0 У0
2Ж	2Х Ц Ж0 33
	2У Ц 23 У3
2Ц	20 Ц У3 Ц0
	2I I 00 ХУ
22	23 0 00 00
	24 0 IУ ХХ
3Ж	3Х Ц 3I У0
	3У 0 ЧЦ У3
3Ч	30 0 ЖЧ 00
	3I 0 Ц0 00
32	33 0 00 2Х
	3Ч 0 IУ ХХ
ЧЖ	ЧХ I IХ ХХ
	ЧУ I ХI 00
ЧЦ	Ч0 0 0Ч 00
	ЧI 0 00 ЧЧ
42	Ч3 0 ЧЖ ЧЧ
	44 0 ЧЖ ЧЧ
КС	0 00 0Ж
	0 20 Ч2

```
АДРЕС КОМАНДА

ЖЖ ЖХ Ц 00 30
   ЖУ 0 0Ч 00
ЖЦ Ж0 0 I0 00
   ЖI 0 ЧЧ ЧЧ
Ж2 Ж3 0 ЧЧ ЧЧ
   ЖЧ I 00 00
ХЖ ХХ 0 00 00
   ХУ 0 00 00
ХЦ Х0 0 00 00
   ХI Ц Ж3 30
Х2 Х3 Ц ХЧ У3
   ХЧ Ц IЖ Х3
УЖ УХ Ц ЦХ 30
   УУ 0 IУ У3
УЦ У0 0 IУ Х3
   УI 0 IЖ ХХ
У2 У3 0 Ч3 30
   УЧ 0 ЧЧ У3
ЦЖ ЦХ 0 ЖЧ Ц0
   ЦУ Ц 00 ЖУ
ЦЦ Ц0 0 ЖУ Ц0
   ЦI I Ч2 3I
Ц2 Ц3 I ЖЦ 20
   ЦЧ I Ж0 У0
0Ж 0Х 0ХI У3
   0У I Ч2 3I
0Ц 00 I Ж2 20
   0I 0 ЖI У0
```

МБ IХ

```
АДРЕС КОМАНДА

02 03 0 ХУ У3
   0Ч I 20 I0
IЖ IХ 0 ЧЧ 30
 IУ  0 УУ 20
IЦ I0 0 УУ 33
   II 0 ЧЧ 33
I2 I3 0 ЧЧ У3
   IЧ 0 ХУ 30
2Ж 2Х 0 УУ 3Х
   2У I 03 00
2Ц 20 0 ЧЧ 30
   2I 0 ЧI 20
22 23 I ЖУ У0
   2Ч I ЖХ 33
3Ж 3Х I 3I У3
   3У 0 ЧЧ Ц0
3Ц 30 Ц 00 ХУ
   3I 0 00 00
32 33 0 ХI 3Х
   3Ч 0 УI У3
ЧЖ ЧХ 0 У3 30
   ЧУ 0 ЧI 20
ЧЦ Ч0 I ЖУ У0
   ЧI I IХ Х3
Ч2 Ч3 I IЦ ХХ
   ЧЧ 0 00 00
КС     0 00 02
       I 2Ж 20
```



```
АДРЕС КОМАНДА

ЖЖ ЖХ I 23 ЧI
   ЖУ I I3 ЧI
ЖЦ Ж0 I I3 ЧI
   ЖI I I3 30
Ж2 Ж3 I IХ ЖЖ
   ЖЧ 0Щ  30
ХЖ ХХ 0 I0 IХ
   ХУ 0 IХ I0
ХЦ Х0 0 30 Ц0
   ХI 0 ЧЦ 30
Х2 Х3 0 3Ц 3Х
   ХЧ 0 У0 IХ
УЖ УХ 0 ЧУ ЦХ
   УУ 0 Х3 00
УЦ У0 0 3Ц 33
   УI 0 ЧЦ У3
У2 У3 0 Ч3 0Х
   УЧ 0 00 I0
ЦЖ ЦХ 0 ЧЧ 30
   ЦУ 0 УЧ У3
ЦЦ Ц0 0 3У 30
   ЦI 0 0Ч У3
Ц2 Ц3 0 Ч3 30
   ЦЧ Ц УЧ У0
0Ж 0Х 0 ЖЦ 33
   0У 0 ЖЦ У3
0Ц 00 0 3Ц 30
   0I 0 32 Ч0
```

МБ IУ

```
АДРЕС КОМАНДА

02 03 0 3Ц У3
   04 0 2У I3
IЖ IХ 0 Ц0 Х0
   IУ 0 00 00
IЦ I0 0 2Х Ч0
   II 0 ЧЦ У3
I2 I3 0 ЧХ 30
   IЧ 0 ЖI У3
2Ж 2Х 0 Х0 00
   2У 0 Ч3 Ц0
2Ц 20 0 Х0 I0
   2I 0 ЖЦ 30
22 23 0 33 У0
   2Ч 0 ЖЦ У3
3Ж 3Х 0 Х0 00
   3У 0 2I I3
3Ц 30 0 00 0I
   3I Ц ЖХ ЧI
32 33 0 03 Х3
   3Ч Ц IЦ IЦ
ЧЖ ЧХ I IЖ 00
   ЧУ 0 I0 00
ЧЦ Ч0 0 00 00
   ЧI 0 00 00
Ч2 Ч3 0 00 00
   ЧЧ 0 Ц3 00
КС     0 00 02
       I 3I 2Х
```

АДРЕС КОМАНДА

```
ЖЖ ЖХ Ц I0 ХХ
   ЖУ Ц Ч3 30
ЖЦ Ж0 Ц ЧЧ У3
   ЖI Ц ЧI Ц0
Ж2 Ж3 0 00 ХУ
   ЖЧ Ц ЖI Ц0
ХЖ ХХ I ЖЖ 3I
   ХУ Ц 3Ч 20
ХЦ Х0 I ЦХ I0
   ХI Ц 20 30
Х2 Х3 Ц Х0 20
   ХЧ Ц Х0 33
УЖ УХ Ц 20 33
   УУ Ц 20 У3
УЦ У0 Ц ХУ 30
   УI Ц Х0 3Х
У2 У3 Ц ХУ У3
   УЧ Ц 3У I0
ЦЖ ЦХ I ЖЖ 3I
   ЦУ Ц ЧЖ 20
ЦЦ Ц0 Ц ЧХ У0
   ЦI Ц Ж3 У3
Ц2 Ц3 I ЖЖ 3I
   ЦЧ Ц 32 20
0Ж 0Х Ц 30 У0
   0У Ц Х0 3Х
0Ц 00 Ц 3I У3
   0I I IЧ I0
```

МБ 12

АДРЕС КОМАНДА

```
02 03 Ц ЧЧ 30
   0Ч Ц Х0 20
IЖ IХ Ц Х0 33
   IУ Ц ЧЧ 33
IЦ I0 Ц ЧЧ У3
   II Ц 3I 30
I2 I3 I 0У 00
   IЧ Ц Ж0 ЦХ
2Ж 2Х Ц ЖI 0Х
   2У I 3У IХ
2Ц 20 Ц 2У Ц0
   2I Ц ЖI 0Х
22 23 Ц ЧI 30
   2Ч Ц 30 33
3Ж 3Х Ц ЧI У3
   3У Ц ЧЧ 30
3Ц 30 Ц 2У 20
   3I Ц Ч0 У0
32 33 Ц ХХ 33
   3Ч I Ч0 У3
ЧЖ ЧХ Ц ЧЧ Ц0
   ЧУ 0 00 ХУ
ЧЦ Ч0 0 00 00
   ЧI Ц Ж3 3Х
Ч2 Ч3 Ц Ж3 У3
   ЧЧ Ц ЦЧ 00
КС      0 00ЦУ
        I ЦЖ I2
```

АДРЕС КОМАНДА

```
ЖЖ ЖХ 0 00 00
   ЖУ 0 00 00
ЖЦ Ж0 0 03 00
   ЖI Ц 00 00
Ж2 Ж3 0 00 00
   ЖЧ I ЖХ 00
ХЖ ХХ 0 00 30
   ХУ 0 00 00
ХЦ Х0 00 0 0I
   ХI 0 IУ ХХ
Х2 Х3 Ц ЖЧ 30
   ХЧ 0 IУ У3
УЖ УХ 0 IУ Х3
   УУ 0 IЖ ХХ
УЦ У0 I ЖЧ 30
   УI 0 ЖЧ У3
У2 У3 I Ж3 30
   УЧ Ц ХУ У3
ЦЖ ЦХ 0 IЖ Х3
  ЦУ I IЦ ХХ
ЦЦ Ц0 Ц I0 Х3
   ЦI I ЖХ 00
Ц2 Ц3 0 00 3Х
   ЦЧ Ц 20 30
0Ж 0Х Ц 2У 20
   0У Ц Ч0 У0
0Ц 00 Ц Ц3 33
   0I Ц IУ У3
```

МБ 10

АДРЕС КОМАНДА

```
02 03 Ц 20 Ц0
   0Ч 0 00 ХУ
IЖ IХ Ц Ж3 30
   IУ 0 00 00
IЦ I0 Ц I0 Х3
   II 0 I0 ХХ
I2 I3 0 IЧ 00
   IЧ Ц IЖ ХХ
2Ж 2Х Ц 2Ч 00
   2У Ц 00 ЧЧ
2Ц 20 0 ЧЖ ЧЧ
   2I 0 00 00
22 23 0 00 00
   2Ч 0 00 00
3Ж 3Х 0 00 00
   3У 0 0I Х0
3Ц 30 0 0I 00
   3I 0 00 00
32 33 0 ЧЧ ЧЧ
   3Ч I 00 00
ЧЖ ЧХ 0 I0 00
   ЧУ 0 ЧЧ ЧЧ
ЧЦ Ч0 0 0Ч 00
   ЧI 0 II ЖЖ
Ч2 Ч3 0 ЧХ ЖХ
   ЧЧ 0 ЧХ ЖХ
КС    0 00 0У
      Ц ХЖ ХЖ
```

Ввод третьей части: Вычисление $T_i^{(1)}$ и R_{ij}

```
АДРЕС КОМАНДА

ЖЖ ЖХ 0 00 2Х
   ЖУ Ц IЖ ХХ
ЖЦ ЖО Ц ЦУ 00
   ЖI 0 00 00
Ж2 Ж3 0 00 00
   ЖЧ 0 00 00
ХЖ ХХ 0 00 00
   ХУ 0 00 00
ХЦ ХО 0 00 00
   ХI 0 00 00
Х2 Х3 0 00 00
   ХЧ 0 00 00
УЖ УХ 0 00 00
   УУ 0 00 00
УЦ УО 0 00 00
   УI 0 00 00
У2 У3 0 00 00
   УЧ 0 00 00
ЦЖ ЦХ 0 00 0I
   ЦУ I УУ УЖ
ЦЦ ЦО 00 0 ОЦ
   ЦI Ц ЦУ У3
Ц2 Ц3 0 03 ЦО
   ЦЧ 0 II 00
ОЖ ОХ 0 00 ОЦ
   ОУ Ц ЦУ У3
ОЦ ОО 0 Ц3 00
   0I 0 ЧЧ ЦО
```

```
АДРЕС КОМАНДА

02 03 Ц 0I ХО
   0Ч Ц 00 ХЧ
IЖ IХ 0 23 ЦО
   IУ 0 ОЖ ОХ
IЦ IО 0 0Ч ЦО
   II 0 ЖХ 3I
I2 I3 0 3У УО
   IЧ 0 ОЖ 33
2Ж 2Х 0 ОЖ У3
   2У 0 Ц3 ЦХ
2Ц 2О 0 II IХ
   2I 0 Ц3 IО
22 23 0 00 ЦО
   2Ч 0 Ц2 3У
3Ж 3Х 0 33 IО
   3У 0 ЦО 2Х
3Ц 3О 0 ОЖ 3О
   3I 0 Ц2 УЧ
32 33 0 Ц3 ЦХ
   3Ч 0 00 ОХ
ЧЖ ЧХ 0 ЖХ IО
   ЧУ 0 ЧЧ ЦО
ЧЦ ЧО 0 Ч3 ЦХ
   ЧI 0 ЧЧ ОХ
Ч2 Ч3 0 0I 00
   ЧЧ 0 IЦ 00
КС    0 00 ОЦ
      Ц 0I Х2
```


МБ 1Ц

```
АДРЕС КОМАНДА

ЖЖ ЖХ 0 00 00
   ЖУ Ц 00 У3
ЖЦ ЖО 0 ЧЧ 00
   ЖI 0 00 00
Ж2 Ж3 0 00 00
   ЖЧ I ЦО 33
ХЖ ХХ I У3 У3
   ХУ I ЖО 2О
ХЦ ХО I ЖУ 33
   ХI I ЧХ У3
Х2 Х3 I IЦ Х3
   ХЧ 0 УI 3О
УЖ УХ 0 У3 ЦО
   УУ Ц 00 ХУ
УЦ УО I У3 00
   УI I IХ ХХ
У2 У3 0 00 00
   УЧ 0 IЖ Х3
ЦЖ ЦХ Ц IЖ ХХ
   ЦУ Ц 2Ч 00
ЦЦ ЦО Ц 00 3Х
   ЦI 0 00 00
Ц2 Ц3 0 IЖ ХХ
   ЦЧ 0 УI 3О
ОЖ ОХ 0 УО 3Х
   ОУ I 03 I3
ОЦ ОО 0 УI 3О
   0I 0 УО У3
```

```
АДРЕС КОМАНДА

02 03 0 ЖЧ ЦО
   0Ч Ц 00 ХУ
IЖ IХ 0 ЖУ ЦО
   IУ I Ч2 3I
IЦ IО I Ч3 2О
   II I 3I I3
I2 I3 0 ЖУ 3О
   IЧ 0 ЖХ 3Х
2Ж 2Х 0 ЖУ У3
   2У I 3У I3
2Ц 2О I Ч3 ЦО
   2I 0 ЖУ ОХ
22 23 0 ЖЧ 3О
   2Ч 0 ЖI 3Х
3Ж 3Х 0 ЖЧ У3
   3У I IЦ Х3
3Ц 3О I УI 00
   3I 0 У3 ЦО
32 33 Ц 00 ХУ
   3Ч 0 УО 3О
ЧЖ ЧХ 0 00 00
   ЧУ Ц 00 ХЧ
ЧЦ ЧО Ц IО ХХ
   ЧI Ц ЖУ 00
Ч2 Ч3 I 00 00
   ЧЧ I ЖЧ 00
КС    0 00 0I
      I УУ УЖ
```

МБ 10

```
АДРЕС КОМАНДА

ЖЖ ЖХ 0 00 02
   ЖУ I ЧЧ ЧЧ
ЖЧ ЖО Ц ЖУ 30
   ЖI 0 У0 У3
Ж2 Ж3 0 У3 30
   ЖЧ 0 УУ 20
ХЖ ХХ Ц ЖХ 3Х
   ХУ 0 У3 33
ХЦ Х0 0 У3 У3
   ХI 0 Х3 30
Х2 Х3 0 УУ 3Х
   ХЧ 0 Х3 У3
УЖ УХ I I3 I3
   УУ 0 IЖ Х3
УЦ У0 0 00 2Х
   УI Ц Ц0 00
У2 У3 0 00 00
   УЧ 0 00 00
ЦЖ ЦХ 0 00 00
   ЦУ 0 00 00
ЦЦ Ц0 Ц IЖ ХХ
   ЦI 0 00 00
Ц2 Ц3 0 00 00
   ЦЧ 0 00 00
0Ж 0Х 0 00 00
   0У 00 0 00
0Ц 00 0 00 00
   0I 0 00 00
```

```
АДРЕС КОМАНДА

02 03 0 00 00
   0Ч 0 00 00
IЖ IХ 0 00 00
   IУ 0 00 00
IЦ I0 0 00 00
   II 0 00 00
I2 I3 0 00 00
   IЧ 0 00 00
2Ж 2Х 0 00 00
   2У 0 00 00
2Ц 20 0 00 00
   2I 0 00 00
22 23 0 00 00
   2Ч 0 00 00
3Ж 3Х 0 00 00
   3У 0 00 00
3Ц 30 0 00 00
   3I 0 00 00
32 33 0 00 00
   3Ч 0 00 00
ЧЖ ЧХ 0 00 00
   ЧУ 0 00 00
ЧЦ Ч0 0 00 00
   ЧI 0 00 00
Ч2 Ч3 0 00 00
   ЧЧ 0 00 00
КС    0 00 0Ц
      Ц ЦУ У3
```