Министерство образования и науки Российской Федерации
Коми государственный педагогический институт

В.П. Одинец

Зарисовки по истории компьютерных наук

Учебное пособие (в трех частях)

Часть I

Сыктывкар
2011

УДК 004:93
ББК 32.975
О42

*Печатается по решению редакционно-издательского совета
Коми государственного педагогического института
от 21.12. 2010 г.*

Рецензенты:

Флегонтов А.В. **–** профессор, д-р физ.-мат. наук, зав. кафедрой
информационных систем и программного обеспечения РГПУ
им. А.И. Герцена (Санкт-Петербург),
действительный член Академии Информатизации Образования

Фокин Р.Р. – профессор, д-р пед. наук, зав. кафедрой
информатики СПбГУСЭ (Санкт-Петербург),
действительный член Академии Информатизации Образования

Одинец, В.П.

О42 Зарисовки по истории компьютерных наук : учебное пособие : в 3 ч. / В.П.Одинец. – Сыктывкар: Коми пединститут, 2011. – Ч. I. 200 с.

ISBN 978-5-87661-188-8
ISBN 978-5-87661-189-5 (Ч. 1)

Материал книги основан на лекциях, прочитанных автором в разные годы частью в Зеленогурском университете (Польша), частью в Сыктывкарском государственном университете.

В трёх главах дан обзор истории вычислительной техники и архитектуры компьютеров, истории развития теории алгоритмов, а также истории систем искусственного интеллекта с древних времён до середины XX века.

Книга рассчитана на студентов, преподавателей школ, колледжей и вузов, а также всех, интересующихся информатикой и её историей.

УДК 004:93
ББК 32.975

ISBN 978-5-87661-188-8
ISBN 978-5-87661-189-5 (Ч. 1)

Оглавление

Глава 1. История вычислительной техники и архитектуры компьютеров

Глава II. История развития теории алгоритмов

Глава III. История систем искусственного интеллекта

.

Предисловие

Прежде чем вести речь об истории компьютерных наук, следует определить, что входит в их перечень. По американской классификации «Computer Science» состоит из следующих разделов:

1. Вычислительная техника и архитектура компьютера.
2. Алгоритмы.
3. Искусственный интеллект.
4. Языки программирования.
5. Базы данных и информационно-поисковых систем.
6. Операционные системы и структуры данных.
7. Системы взаимодействия человека и компьютера.
8. Компьютерные сети (включая Internet).
9. Компьютерная графика.

Иногда в число компьютерных наук включают и программное обеспечение.

Напомним, что целью обучения компьютерным наукам является выявление и понимание отношения между компьютерными системами и прикладными приложениями.

Эта книга возникла на основе докладов и лекций, прочитанных в Зеленогурском университете (Польша) в разные годы (2003–2010), и курса лекций, прочитанного в Сыктывкарском государственном университете в 2010/11 учебном году, а также материалов к учебному пособию по теории алгоритмов, изданному (совместно с М.В. Поспеловым) в 2006 г.

Снятие грифа секретности со многих материалов по созданию компьютеров в 30–50-е годы XX века (в Германии, США, Великобритании и СССР) существенно обогатило наше видение истории компьютерных наук.

Не углубляясь в чисто технические детали (хотя и признавая их важность), основное внимание в книге сосредоточено на истории появления идей и методов. При этом даются необходимые пояснения по разным разделам математики и информатики (прежде всего по теории чисел и математической логике).

Наша книга не претендует на полноту охвата заявленных трёх тем: в первой главе, названной «История вычислительной техники и архитектура компьютеров», нет речи об истории организации компьютерных систем (процессорах, основной памяти, вспомогательной памяти, системах ввода-вывода), нет речи и об истории цифрового логического уровня (вентилях и булевой алгебре, основных цифровых логических схемах, примерах центральных процессоров и шин), об истории уровней микроархитектуры, уровней архитектуры набора команд, их типах, истории уровней операционной системы, параллельных компьютерных архитектурах. Это правда, но не вся правда, так как рассказывая, например, о К. Шенноне или В.И. Шестакове, Дж. фон Неймане или И.С. Бруке, А. Тьюринге или С.А. Лебедеве, мы касаемся многого из перечисленного выше.

Во второй главе, посвящённой истории теории алгоритмов, нет речи ни о случайных алгоритмах, ни об алгоритмах с оракулом, ни о главных нумерациях, ни конкретных алгоритмов, например, сортировки, жадных алгоритмов, алгоритма Краскала, алгоритма Флойда-Уоршелла, алгоритма Дейкстры.

Впрочем, об истории этих алгоритмов можно прочитать и в учебниках по теории алгоритмов, в частности, в книгах Дональда

Кнута (Donald Ervin Knuth: 1938) [134–137], или в учебниках по дискретной математике, например, в [139] И.В. Романовского.

Наконец, в главе по истории систем искусственного интеллекта (ИИ) нами не затрагиваются модели и методы решения задач ИИ, планирование задач ИИ, особенности систем ИИ в робототехнике, включая вопросы систем машинного зрения, голосовых систем, дактильных систем, проблем машинного перевода и др. Эти материалы, бесспорно, интересны и могут стать предметом обсуждения на семинарах по истории ИИ.

Поскольку данное пособие охватывает только I часть истории компьютерных наук (а предполагается издание ещё двух частей), то ко многим творцам этих наук будем неоднократно возвращаться.

Заметим также, что изучение компьютерных наук (в отличие от пользования компьютером) предполагает знание математической логики, теории графов, дискретной математики, теории чисел, математического анализа, элементов высшей геометрии и алгебры. Хотя настоящая книга не может служить заменой учебников, тем не менее, считаем полезным давать в части параграфов задачи для самостоятельной работы по тематике данного параграфа.

В конце книги даётся список основной литературы. (Дополнительная литература представлена в подстрочных примечаниях.) Разумеется, в век Интернета каждый читатель может пополнить данный текст новыми материалами. Автор будет только рад этому.

В конце книги даны именной и предметный указатели. Для удобства читателей именной указатель снабжён датами жизни.

Обо всех замечаниях и предложениях можно сообщить автору по e-mail: W.Odyniec@mail.ru.

В заключение автор хотел бы выразить свою признательность рецензентам – профессорам А.В. Флегонтову и Р.Р. Фокину за ценные замечания, учтённые автором; М.Н. Истоминой за творческий набор первой версии книги. Автор хотел бы также поблагодарить доцента М.В. Поспелова, прочитавшего первую версию книги и способствовавшего её улучшению.

Глава I. История вычислительной техники и архитектуры компьютеров

§ 1. Доэлектронная эра истории компьютеров (до XVIII в.)

Впервые трактовка слова *компьютер* появилась в известном Оксфордском словаре английского языка в 1897 г. Тогда под словом компьютер понималось *механическое вычислительное устройство*. В 1946 г. Словарь пополнился дополнениями, разделившими понятия цифрового, аналогового и электронного компьютера [1].

Итак: *computer* = устройство для счёта (часто: электронная вычислительная машина);

analog computer = аналоговая вычислительная машина;

digital computer = цифровая вычислительная машина;

electronic brain (разг.) = электронная вычислительная машина [2].

С формальной точки зрения следующие 6 устройств: абак[*], суан-пан[**], китайские счёты[***], счётные узелки (кипу)[****], саро-

---

[*] Абак появился в Древнем Вавилоне и Египте примерно 3000 лет до н.э. (= – 3000). Об абаке пишет Геродот (– 484, – 425). Абак – это стол, доска, глиняная плита, разделённая на полосы, в которых передвигались камешки [3].

[**] Суан-пан появился в Китае около 500 г. до н.э. Первоначально это был набор соломинок с нанизанными щепками или камешками [4].

[***] Китайские счёты появились в Китае в VI в. н.э. Вместо соломинок суан-пана – в них уже проволоки. Щепки и камешки заменились на выточенные диски или шарики.

[****] Счётные узелки (кипу) появились у инков в XV в.

бан[*], русские счёты[**] тоже называют *компьютерами (преднулевого поколения).*

Столь же часто эти устройства называют *некомпьютерными вычислительными устройствами.*

К компьютерам *нулевого поколения* относят:

– механическое устройство, в виде зубчатых передач, служащее для астрономических вычислений.

Появилось в Греции не позже 87 г. до н.э. Это так называемый «антикитерский механизм». В 1901 г. в Эгейском море недалеко от острова Антикитера был обнаружен античный римский корабль, на котором в 1902 г. было выделено устройство с бронзовыми шестернями. В 1951 г. англичанин Дерек де Солла Прайс (Derek J. De Solla Price) установил, что найденное устройство использовалось для расчёта движения Солнца и Луны [5].

Антикитерский механизм

В 2006 г. с помощью рентгеновской методики на частях антикитерского механизма удалось прочесть 2000 греческих символов. Из них следовало, что механизм мог вычислять конфигурации движения Марса, Юпитера, Сатурна [6].

– Устройство Леонардо да Винчи (da Vinci Leonardo: 1452–1519), предназначенное для суммирования 13-разрядных деся-

---

[*] Саробан (аналог китайских счёт). Япония XVI в.

[**] Русские счёты – это версия китайских счёт с 10 шариками на каждой проволоке, – появились в России в XVI в.

тичных чисел. Эскиз этого устройства, нарисованный ещё в 1492 г., был обнаружен в так называемом «Мадридском кодексе» – неопубликованной рукописи да Винчи, в 1967 г. в Библиотеке Испании в Мадриде. Построенное по этому эскизу устройство, состоящее из 10-зубцовых колец (их 13), нанизанных на валик, позволяет складывать 13-разрядные числа.

– В 1617 г. Джон Непер (John Neper: 1550–1617) незадолго до своей смерти предложил *не логарифмический* способ перемножения чисел. На тонких пластинках (блоках) каждой из её сторон были нанесены числа, образующие математические прогрессии (арифметические и геометрические). Манипуляции с блоками позволяли умножать и делить большие числа, а также извлекать квадратные и кубические корни. Эти пластинки получили позже название *палочек* (или *костяшек*) *Непера*[*].

– Годы с 1618 по 1630 гг. отмечены взрывным интересом к изобретению логарифмических линеек. Первым обычно называют Эдмунда Гюнтера (Edmund Gunter: 1581–1626), с 1619 г. профессора астрономии Грешем Колледжа. Длина его логарифмической линейки была 2 фута (= 0,61 м). На ней были нанесены шкалы, проградуированные по экспоненциальному закону. Однако линейка не имела тогда подвижной средней части. Оперировать со шкалами нужно было с помощью циркуля, что было неудобно.

В 1630 г. Уильям Отред (William Oughtred: 1574–1660) и Ричард Деламейн (Richard Delamain: 1600–1644) независимо друг от друга предложили сдвигать шкалы в линейке. При этом были предложены как прямоугольные, так и круглые линейки, в кото-

---

[*] Напомним, что Неперу мы обязаны появлением логарифмов и таблиц логарифмов [3].

рых логарифмические шкалы были нанесены на концентрических кольцах, вращавшихся друг относительно друга.

– В то время, когда в Англии занимались усовершенствованием логарифмической линейки, облегчившей прежде всего вычисления астрономам, в Германии профессор восточных языков Тюбингского университета, увлекавшийся астрономией, Вильгельм Шиккард* (Wilhelm Schickard: 1592–1635) для своего кумира астронома Яна (= Иоганна) Кеплера (Johann Kepler: 1571–1630) строит вычислительную машину. Она была 6-разрядной и имела сумматор для десятичных чисел. Блок записи промежуточных действий практически был зародышем оперативной памяти. В 1623 г. В. Шиккард посылает эту машину по почте И. Кеплеру. К несчастью, пожар на почтовом отделении уничтожает машину.

В сохранившихся письмах к И. Кеплеру есть подробный эскиз и описание работы машины. По нему уже во второй половине XX века машина была построена. И она работает.

– В 1642 г. 19-летний Блез Паскаль (Blaise Pascal: 1623–1662) для своего отца Э. Паскаля** (E. Pascal: 1588–1651) изобрел вычислительную машину, в которой было устройство, выполнявшее (механически) сложение и вычитание 6–8-разрядных чисел. Эта машина должна была облегчить расчёты при проведении торговых операций, а также при расчёте налогов.

Конструктивно машина Паскаля была фактически кассовым аппаратом, только без ящика для денег***.

---

* В 1631 г. В. Шиккард сам становится профессором астрономии Тюбингского университета.

** Напомним, что улитка Паскаля названа в честь Этьена Паскаля (Pascal Etienne: 1588–1651), увлекавшегося математикой.

*** Блез Паскаль построил более 70 экземпляров своей машины. Часть из них сохранилась и работает.

– В 1672 г. Готфрид Вильгельм Лейбниц (Gottfried Wilhelm Leibniz: 1646–1716) строит по существу первый арифмометр, который, помимо операций сложения (и вычитания) мог уже выполнять операции умножения и деления.

В 1673 г. машина Лейбница была показана членам Королевского научного общества в Лондоне. Главную часть машины составляли ступенчатые валики, на которых набирались 2-разрядные числа.

В 1694 г. Лейбниц усовершенствовал свою машину, и она стала 12-ти разрядной. Строительство вычислительной машины было для Лейбница не случайностью – Лейбницем владела идея построения универсального логического алгоритма, который позволил бы доказывать или опровергать любое предложение любой формализованной науки. Одним из первых шагов на пути построения такого алгоритма и должны были стать вычислительные машины[*] [3, с. 102].

– В 1673 г. часовщик и механик короля Франции Луи XIV (Louis XIV: 1638–1715) Рене Грийе де Ровен (Rene Grillet de Roven), живший в конце XVII в., опубликовал небольшую книжку[**], в которой анонсировал изобретение арифметической вычислительной машины. Через 5 лет (в 1678 г.) в журнале «Le Journal des Scavans» он дал описание этой машины. По словам Рене Грийе, на этой машине можно было и складывать и умножать.

В промежутке между 1673 и 1681 г. Рене Грийе демонстрировал свою машину и во Франции и в Голландии.

---

[*] Один экземпляр машины Лейбница подвергся в 1894 г. неудачному ремонту и машина не функционировала. Только в 1990 г. ошибка ремонтника была исправлена и машина Лейбница снова работает. Этот экземпляр сейчас хранится в Немецком музее в Мюнхене.

[**] Grillet de Roven Rene. Curiositez mathematiques de l’invention du Sr Grillet horlogeur a Paris. – 1673.

§ 2. Доэлектронная эра истории компьютеров (XVIII и XIX вв.)

В XVIII в. продолжалось усовершенствование счётных машин Б. Паскаля и Г. Лейбница.

– В 1709 г. построена (из дерева) счётная машина итальянского математика и астронома Джованни Полени (Giovanni Poleni: 1683–1761). Экземпляры этой машины имеются в музее науки и техники в Милане и в музее «Arithmeum» в Бонне.

– В 1727 г. Антониус Браун (Antonius Braun: 1686–1728) изготавливает для Венского Двора вычислительную машину. Её экземпляр находится ныне в Техническом музее Вены.

Эта машина позволяла умножать и делить трех–четырехзначные числа.

В том же 1727 г. немецкий механик Якоб Леопольд (Jacob Leopold: 1674–1727) дал описание вычислительной машины, очень похожей на машину А. Брауна, которая должна была работать по принципу сегментации каждой числовой позиции. Благодаря помощи французского мастера, – изготовителя инструментов и приборов, – Филиппа Вайринже (Philippe Vayringe: 1684–1746) в 1736 г. машина Брауна заработала*.

В итоге эту счётную машину называют вычислительной машиной Леопольда-Брауна-Вайринже. Её экземпляр находится в Немецком музее Мюнхена.

– В 1770 г. пастор Филипп Хан (Philipp Mathäus Hahn: 1739–1790) конструирует вычислительную машину, в которой каждой

---

* Как тогда говорили: «Braun invenit, Vayringe fecit» = Браун изобретает, Вайринже представляет [товар лицом] (фр.).

позиции отвечали концентрические зубчатые колёса на одном валу. Ф. Ханом было построено 4 или 5 экземпляров этой машины, два из которых работают и сегодня. Они хранятся в Земельном музее Вюртемберга (в Штуттгарте) и в Техносеум в Мангейме. При этом экземпляр из Штуттгарта работает с одиннадцатизначными числами, а экземпляр из Мангейма – с двенадцатизначными числами.

Филипп Хан

Многие историки техники с учётом всех тех новинок, привнесённых пастором Ханом в его машину, даже называют эту машину первой по-настоящему вычислительной машиной.

– В 1786 г. немецкий военный инженер Иоганн Мюллер (Johann Helfrich Müller: 1746–1830) начинает постройку специализированного калькулятора для табулирования логарифмов. В машине используются ступенчатые валики, предложенные ещё Г. Лейбницем. Это устройство могло оперировать с 14-разрядными числами и выполняло все 4 арифметические операции. Для табулирования И. Мюллер применяет метод конечных разностей*.

– На рубеже XVIII и XIX вв. была построена ещё одна вычислительная машина (хранится ныне в городском музее Гётеборга (Швеция)) под названием «счётная машина Саутера из Эсслингена (Eßlingen)». До сих пор неизвестно, изобрёл ли её Иоганн

---

* Подробнее этот метод будет рассмотрен далее при обсуждении разностной машины Ч. Бэббиджа.

Якоб Саутер (Johann Jacob (Jun) Sauter: 1770–?) (Onsfmettingen)) или его брат Иоганн Людвик Саутер (Johann Ludwig Sauter: 1780–?). (Годы смерти братьев неизвестны.)

В XIX в., с одной стороны, шло совершенствование механических счётных машин и начато их серийное производство, а с другой – был сделан очень важный шаг в появлении первых программ и зародышей архитектуры современных компьютеров. Одновременно началось интенсивное развитие аналоговых компьютеров.

Самое начало XIX в., точнее 1801 г., был ознаменован событием, отголоски которого ощущались и 150 лет спустя. В этом году француз Жозеф Мари Жаккар (Joseph Marie Jacquard: 1752–1834) строит первый ткацкий станок с программным управлением с помощью перфокарт [7]. Идея использования перфокарт для управления (и ввода данных) окажется весьма плодотворной при создании вычислительных машин уже через 33 года.


Жозеф Мари Жаккар

– Ну, а пока год 1820.

В этом году французский инженер Шарль Томас (Charles Xavier Tomas: 1785–1870) получает французский патент на созданную им вычислительную машину. В 1850 г. началось её серийное производство. Всего было выпущено примерно полторы тысячи этих машин. Именно тогда эти машины получат название *арифмометры*. К сожалению, их производство оказалось весьма дорогим.

За исключением Парижа арифмометры не ремонтировали на месте. К тому же из-за конкуренции с французом Тома де Кальмарем (Tomá de Calmar), который тоже начал промышленное производство арифмометров, приходилось ежегодно снижать цены.

Вильгот Теофил Однер

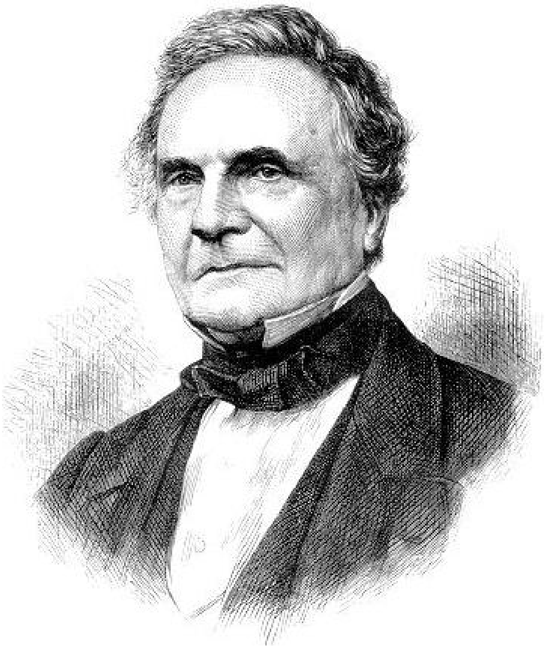
– В 1876 г. шведский инженер Вильгот Теофил Однер (Willgodt Theophil Odhner: 1845–1905) сконструировал и построил арифмометр, который после ряда модификаций в конце XIX и начале XX века в почти неизменном виде выпускался до 1978 г. [7, с. 123]. В 1878 г. А. Однер получил немецкий патент[*], а годом позже шведский и русский патенты на своё изделие. Фабрика, построенная в Санкт-Петербурге в 1886 г., выпустила до 1917 г. более 30 тысяч арифмометров, снабжая ими всю Европу[**].

---

[*] В Германии аналог арифмометра Однера арифмометр «Triumphator CRN 1» в 1958 г. выглядел так же, как арифмометры, выпущенные во время I Мировой войны. Выпускавшиеся в СССР с 1929 г. по 1978 г. в Пензе, Курске и Москве арифмометры «Феликс» внутренним устройством практически не отличались от «Триумфатора».

[**] Завод Однера в Петрограде после 1917 г. был перепрофилирован на выпуск артиллерийских приборов.

– 26 декабря 1791 г. в Лондоне в семье банкира родился создатель первой вычислительной машины с программным обеспечением Чарльз Бэббидж (Charles Babbage: 1791–1871).



Чарльз Бэббидж

В 1814 г. он получил степень бакалавра. В 1819 г. он начал, а в 1822 г. закончил строительство машины для вычисления астрономических и математических таблиц (прежде всего таблиц логарифмов и таблиц тригонометрических функций). Работа машины основывалась на методе конечных разностей [10, с. 86].

Напомню, что для таблиц с равноотстоящими узлами конечные разности первого порядка – это разности между соседними табличными значениями:

(1.1) $$\Delta y_0 = y_1 - y_0, \ \ldots, \ \Delta y_{n-1} = y_n - y_{n-1}.$$

Разности второго порядка – это

(1.2) $$\Delta^2 y_i = \Delta y_{i+1} - \Delta y_i \ \left(i := 0,1,\ldots,n-2\right).$$

Формула для конечных разностей k-го порядка (k > 1) будет:

(1.3) $$\Delta^k y_i = \Delta^{k-1} y_{i+1} - \Delta^{k-1} y_i, \ \left(i := 0,1,\ldots,n-k\right).$$

Таблица 1.1

Для таблицы 1.1

x	$f(x)$
x_0	y_0
x_1	y_1
x_2	y_2
$\vdots$	$\vdots$
x_n	y_n

Таблица 1.2

Таблица конечных разностей имеет вид:

x	$f(x)$	Δy	$\Delta^2 y$	…	$\Delta^n y$
x_0	y_0	Δy_0	$\Delta^2 y_0$	$\vdots$	$\Delta^n y_0$
x_1	y_1	Δy_1	$\Delta^2 y_1$	$\vdots$	
$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$		
x_{n-2}	y_{n-2}	Δy_{n-2}	$\Delta^2 y_{n-2}$		
x_{n-1}	y_{n-1}	Δy_{n-1}			
x_n	y_n				

Отметим, что для таблицы 1.1 разностью наивысшего порядка будет $\Delta^n y_0$.

Легко показать [10], что табличные значения $y_k \left(k := 1, 2, \ldots, n\right)$ можно выразить с помощью конечных разностей:

$$(1.4) \qquad \begin{cases} y_1 = y_0 + \Delta y_0, \\ y_2 = y_0 + 2\Delta y_0 + \Delta^2 y_0, \ldots \\ \ldots\ldots\ldots \\ y_n = y_0 + n\Delta y_0 + \dfrac{n\left(n-1\right)}{2!}\Delta^2 y_0 + \ldots + C_n^k \Delta^k y_0 + \ldots + \Delta^n y_0 \end{cases}$$

«Малая» (так её позже назвал Ч. Бэббидж) машина была полностью механической и состояла из шестерёнок и рычагов. В ней использовалась десятичная система счисления. Она оперировала 18-разрядными числами с точностью до 8-го знака после запятой. Скорость вычисления при вычислении членов последовательности была 12 членов в 1 минуту. Малая разностная машина могла считать значения многочленов 7-й степени.

Однако память у этой машины была мала, и она не могла быть использована для больших вычислений.

Поэтому у Ч. Бэббиджа появилось желание построить большую разностную машину. Тем более, что первоначально его идею поддержали материально Королевское и Астрономическое общества [7].

Большая разностная машина должна была состоять из 25000 деталей, весить около 14 тонн, её высота была 2,5 метра. Память машины была рассчитана на хранение 1000 50-разрядных чисел. Наконец, машина должна была быть снабжена печатным устройством для вывода результатов.

К сожалению, финансовые и технические трудности не позволили Ч. Бэббиджу построить машину[*].

Для создания её отдельных деталей Ч. Бэббидж сконструировал поперечно-строгальный и токарно-револьверный станки, придумал методы изготовления зубчатых колёс. Им же был предложен метод литья под давлением и новый метод заточки инструментов. Для всех автомобилистов Ч. Бэббидж останется тем человеком, который придумал спидометр.

Неудача с большой разностной машиной заставила Ч. Бэббиджа задуматься о построении машины, которая решала бы более широкий круг задач, чем только создание таблиц. Новую ма-

---

[*] Это сделал его сын Генри, после смерти отца. Полностью большая разностная машина была достроена только в 1991 г. к 200-летию со дня рождения Ч. Бэббиджа двумя инженерами Р. Кирком (R. Kirk) и Б. Холлоуэй (B. Holloway) и хранится в Лондонском научном музее.

шину, названную Ч. Бэббиджем *аналитической*, он начал проектировать в 1834 г.

Архитектура этой машины должна была быть следующей:

1. Склад (store).
2. Мельница (mill).
3. Управляющий элемент (control).
4. Устройство ввода/вывода информации.

1) По современной терминологии, склад – это *память*. В ней предполагалось хранить как значения переменных, так и результаты операций.
2) «Мельница» – это арифметико-логическое устройство (по современной терминологии – часть *процессора)*, которое должно было производить операции над переменными, а также хранить в регистрах значения переменных, с которыми в данный момент осуществлялась операция.
3) Третье устройство осуществляло управление, точнее:

а) помещение переменных в «склад» и извлечение их оттуда, б) задавало последовательность операций, в) осуществляло вывод результатов операций.

При этом оно считывало последовательность операций и переменные с перфокарт.

Перфокарты делились на два вида:

1) операционные карты;
2) карты переменных.

Из операционных карт составлялась библиотека функций. Устройство ввода (считывания перфокарт) управлялось третьим устройством.

4) Вывод результатов операций осуществлялся с помощью перфоратора и печатающего устройства*.

Ещё в 1933 г. Ч. Бэббидж знакомится с 18-летней дочерью поэта Байрона Адой (1815 – 1852). Мать Ады (Анна Изабелла Байрон, Anne Isabella Byron (Milbanke): 1792 – 1860) после развода с поэтом пожелала дать дочери математическое образование. С этой целью она пригласила для неё учителя Огастес де Моргана (Augustus de Morgen: 1806 – 1871), наряду с Джорджем Булем (George Boole: 1815 – 1864) создателя булевской алгебры.

Позже Ч. Бэббидж тактично познакомил Аду Лавлейс (Ada King Byron, Countess of Lovelace) со своими идеями создания алгоритмически универсальной аналитической машины, в которой можно было бы реализовать любой алгоритм и которая работала бы с помощью программ.

Луидже Менабреа

В 1842 г. будущий (9-й) итальянский премьер-министр, а тогда профессор механики в военной академии и университете в Турине Луидже Менабреа (Federigo Luigi Conte Menabrea: 1809–1896) публикует на французском языке восторженную статью об аналитической машине. Ада её переводит со своими комментариями. (Статья Л. Менабреа имела 20 стр., а комментарии Ады – 50 стр.) В этом переводе впервые появились понятия: под-

---

* Уже в разностных машинах Ч. Бэббиджа результаты выдавливались стальным штампом на тонкой медной дощечке (Таненбаум [11, с. 30]).

программа, библиотека[*] подпрограмм, модификация команд, индексный регистр, рабочая ячейка, цикл. В числе прочего в письме Ч. Бэббиджу [12] Ада пишет, что составила программу вычисления чисел Я. Бернулли (Bernoulli Jacob: 1654–1705).

Напомним [13, с. 497], что числа Я. Бернулли появились в связи с вычислением суммы одинаковых степеней натуральных чисел:

$$(1.5) \qquad \sum_{k=0}^{m-1} k^n = \frac{1}{n+1} \sum_{s=0}^{n} C_{n+1}^s B_s m^{n+1-s},$$

где $n := 0,1,2,\ldots;\ m := 1,2,\ldots$

При этом $B_0 = 1,\ B_1 = \frac{-1}{2},\ B_2 = \frac{1}{6},\ B_3 = 0,\ B_4 = \frac{-1}{30},\ B_5 = 0,$ $B_6 = \frac{1}{42},\ B_7 = 0, \ldots,\ B_{12} = \frac{174611}{330}$ (т.е. все нечётные равны тождественно 0, кроме B_1).

Можно получить эти числа и с помощью разложения:

$$(1.6) \qquad \frac{x}{e^x - 1} = 1 + \sum_{n=1}^{\infty} \frac{\beta_n}{n!} x^n ,$$

при этом

$$(1.7) \qquad \beta_{2n} = +B_n \left(-1\right)^{n-1};\ \beta_{2n+1} \equiv 0,\ n := 1,2,\ldots$$

Отметим, что первоначально Ч. Бэббидж поставил Аде Лавлейс задачу составить программы для табулирования последовательностей, т.е. фактически для разностных машин.

Заметим также, что математик, астроном и химик Джон Гершель[**] (John Frederick Herschel: 1792–1871), друг Ч. Бэббиджа, перевёл для последнего книгу (1786 года издания) военного ин-

---

[*] Термин «библиотека» предложил Ч. Бэббидж.

[**] Д. Гершель был сыном великого английского астронома Уильяма Фридриха Гершеля (Fridrich Wilhelm Herschel: 1738–1822), родившегося в Германии.

женера Иоганна Г. Мюллера для вычисления арифметической прогрессии и печатания её результатов[*].

Заметим также, что, как мы бы теперь сказали, *для отладки* своей малой разностной машины Ч. Бэббидж ездил в Париж для сравнения с двумя экземплярами (в 17 томах) десятичных логарифмических и тригонометрических таблиц, созданных[**] под руководством барона Гаспара Прони (Gaspard de Prony: 1755–1839) большой группой вычислителей, и хранившихся при Парижской обсерватории.

§ 3. Аналоговые компьютеры

Аналоговым компьютером называют аналоговую вычислительную машину (АВМ), которая представляет числовые данные при помощи аналоговых физических переменных (скорость, длина, напряжение, ток, давление и др.) [16].

В сущности, аналоговым компьютером можно назвать «антикитерский механизм» и логарифмическую линейку. Первые аналоговые компьютеры были механическими, т.е. в них переменные воспроизводились механическими перемещениями. Представление числа в «антикитерском механизме» – это число поворотов шестерёнок механизма.

---

[*] Экземпляр машины И. Мюллера хранится в Земельном музее Хессии в Дармштадте.

[**] При участии таких математиков, как Адриен Лежандр (Adrien-Marrie Legendre:1752–1833) и Лазар Карно (Lazare Carnot: 1753–1823).

Между 160 и 125 годами до н.э. вёл исследования неба один из основоположников астрономии Гиппарх (Hipparchus: (-190; -120)). Ему приписывают создание астролябии, состоявшей из системы армиллярных сфер (планисфер), позволявшей с большой точностью измерять углы с диоптрами[*]. С помощью астролябии Гиппархом был составлен каталог 1022 звёзд[**], им же впервые были введены координаты точки на земной поверхности: широта и долгота.

Живший на рубеже первого тысячелетия н. э. великий хорезмский учёный Ал-Бируни (973–1048) инициировал создание первого механического лунно-солнечного календаря.

В 1206 г., живший в Месопотамии учёный, изобретатель, математик и астроном Ал-Джазари (Al-Jasari: 1136–1206) изобрёл башенные и астрономические часы, позволившие демонстрировать зодиак, солнечную и лунную орбиты. Эти часы можно было бы назвать первым программируемым аналоговым компьютером[***].

Уже упоминавшийся выше Ч. Бэббидж создал спидометр, фактически аналоговый компьютер. Автомобильная автоматическая трансмиссия является примером гидромеханического аналогового компьютера, в котором при изменении вращающего момента жидкость в гидропроводе меняет давление [7] – [9].

Современная компьютерная графика ведёт своё начало от номографии – раздела математики, в котором изучаются способы представления функциональной зависимости. Чертежи, полу-

---

[*] Диоптры – приспособление для визирования.

[**] В 4 в до н. э. китайский астроном Ши Шэнь составил каталог 800 звёзд [14, с. 75; 15].

[***] Hill D.R. Mechanical Engineering in the Medieval Near East // Scientific American. – 1991. – May. – Pp. 64–69.

чающиеся при этом, называются номограммами. Так вот, номограммы – это специализированные счётные приспособления. Приборы, помогающие вычерчивать номограммы, называют номографами – это фактически аналоговые компьютеры. Впервые номограммы и (почти одновременно) номографы появились на рубеже XVIII и XIX вв. при решении задач навигации.

Якоб Амслер-Лаффон

– В 1814 г. немецкий инженер И. Герман (Hermann Johann Martin) создал планиметр, аналоговое устройство, дающее возможность нахождения площади плоской фигуры, ограниченной замкнутой кривой[*]. На основе этого планиметра швейцарец Якоб Амслер-Лаффон ler-Laffon Jokob: 1823–1912) создал (в 1954 г.) лярный планиметр, существенно не изменившийся с тех пор.

Бруно Абданк-Абаканович

– В 1878 г. уроженец[**] Российской империи поляк Бруно Абданк-Абаканович (Abdank-Abakanowicz Bruno: 1852–1900) разработал проект интеграфа (патент 1880 г.) – аналогового интегрирующего устройства, позволявшего находить площадь (определённый интеграл) под графиком функции[***].

---

[*] Более точно – кривой Жордана.

[**] Родился недалеко от г. Вильно (Вильнюс) (тогда Российская империя). Окончил Политехнический институт в Риге.

[***] Bruno Abdank-Abakanowicz. Les integraphes. La courbe intégrale et ses applications. – Paris: Gauthier-Villars, 1886.

В 1904 г. будущий академик (с 1916 г.) Алексей Николаевич Крылов (1863–1945) изобрёл первую аналоговую механическую вычислительную машину, решавшую дифференциальные уравнения, применявшиеся при проектировании морских судов.

Веннивер Буш

– Более совершенная версия АВМ (Differential Analyser) была создана в Массачусетском технологическом институте в 1927 г. (а в 1942 г. её электромеханическая версия) Веннивером Бушем (Vannevar Bush: 1890–1974) – первым руководителем проекта «Манхэттэн» – создания первой атомной бомбы. Произведенный В. Бушем аналоговый компьютер применялся при расчёте траектории стрельбы корабельных орудий (см. также ниже, конец § 14).

В заключение этого раздела приведём хронологически перечень других вычислительных машин (см. [7] – [8]; [16] – [17]).

– 1666 г. Суммирующее и множительное устройство сэра С. Морленда (Morland Samuel: 1625–1695)[*] [Великобритания].

– 1668 г. Описание множительного устройства[**] немецкого учёного А. Кирхера (Athanasius Kircher: 1602–1680) в книге К. Шотта (Kaspar Schott: 1608–1666) «Математический инструмент». («Organum mathematicum») [Германия].

– 1700 г. Публикация книги французского учёного, математика, архитектора, доктора медицины Клода Перро (Claude Per-

---

[*] Dickinson H.W. Sir Samuel Morland: Diplomat and Inventor, 1625–1695. – Cambridge: The Newcomen Soc., 1970.

[**] Экземпляр этого устройства есть в Немецком музее Мюнхена.

raut: 1613–1688) «Трактат о механике»[*] с описанием среди прочих изобретенной им суммирующей машины, в которой вместо зубчатых колёс (предыдущих изобретателей суммирующих машин) представлены зубчатые рейки, что существенно уменьшило размеры суммирующего устройства [Франция].

– 1725 г. Суммирующая машина Х.Л. Герстена (Christian Ludwig Gersten: 1701–1762). В машине Х.Л. Герстена удачно сочетались зубчатые колёса и рейки для операций с семиразрядными числами. В ней имелся и одноразрядный счётчик числа сложений и вычитания [Германия].

– 1763 г. Суммирующая машина Жана Лепэна (Lépine Jean-Antoine: 1720–1814), придворного механика и часовщика Людовика XIV в конце его правления. Эта машина использовалась для подсчёта денег: 10 разрядов – для ливров, 2 разряда – для су и денье. Новым (по сравнению с предыдущими машинами) было наличие 2 регистров для записи промежуточных результатов [Франция].

– 1841 г. Суммирующая машина доктора Давида Рота (David (Didier) Roth: 1800–1885)[**]. (Из-за антисемитизма в Венгрии в тот период Д. Рот вынужден был эмигрировать во Францию и там в свободное от врачебной практики время создаёт приборы, в том числе и вычислительный) [Франция].

– 1853 г. Разностная машина Г. Шейца (Pehr George Sheutz: 1785–1873) и его сына Э. Шейца (Edward George Sheutz: 1821–1881) с печатающим устройством [Швеция].

---

[*] С подзаголовком: «Сборник большого числа машин изобретения». Отметим также, что французский писатель, известный во всём мире своими сказками, – Шарль Перро (Charles Perraut: 1628–1703), – был младшим братом К. Перро.

[**] Brody J. An émigré physician: Dr. David (Didier) Roth, homeopath, art collector, and inventor of calculating machines // Journal of Medical Biography, 8 (2000). – p. 215–219.

– 1863 г. Разностная машина Мартина Виберга (Martin Wiberg: 1826–1905) [Швеция].

– 1876 г. Разностная машина Джорджа Гранта (George Grant: 1849–1917). [САСШ – Северо-Американские Соединённые Штаты – так назывались тогда США].

– 1888 г. Суммирующая машина с печатающим устройством Уильяма Барроуза (William Saward Burroughs: 1857–1898) (В 1892 г. клавишный калькулятор Барроуза будет иметь коммерческий успех) [САСШ].

– 1887 г. Электромеханический табулятор Германа Холлерита (Herman Hollerith: 1860–1929)*. В 1896 г. Г. Холлерит основал компанию IBM [САСШ].

– 1887 г. Первая клавишная суммирующая машина Д. Фелта (Dorr E. Fellt), названная «комптометром» (comptometer) [САСШ].

– 1888 г. Множительная машина Леона Болле (Leon Bolles: 1869 – 1913) [Франция].

– 1889 г. Арифмометр Дж. Эдмондсона (Joseph Edmondson: 1853–1927), в котором соединены колесо Однера и вал Лейбница. (В серию, однако, эта машина не пошла) [Великобритания].

– 1893 г. Множительная машина «Миллионер» Отто Штайгера (Otto Steiger: 1858–1923). Своё применение эта машина нашла в Австралии [Швейцария].

– 1902 г. Десятиклавишная суммирующая машина Г. Гопкинса (Hubert H. Hopkins) [САСШ].

– 1905 г. Арифмометр «Мерседес-Евклид» с пропорциональным рычагом Г. Гамана (Henryk Hamann: 1864–1936) [Германия].

---

* Austrian G.D. Herman Hollerith: The Forgotten Giant of Information Processing. – Columbia, 1982.

– 1908 г. Усовершенствованный табулятор Холлерита (с использованием контактных щёток вместо чашечек с ртутью) [САСШ].

– 1909 г. Проект аналитической машины П. Ладгейта (Percy Ludgate: 1883–1922) [Ирландия].

– 1910 г. Механический табулятор Дж. Пауэрса (James Powers: 1870–1927). (Отметим, что Д. Пауэрс родился и до 18 лет жил в Одессе) [САСШ].

– 1912 г. Машина Дж. Монро (Monroe Joe R.: 1883–1937) с автоматизацией выполнения четырёх арифметических действий [САСШ].

– 1914 г. Универсальная автоматическая вычислительная машина на электромеханических реле испанского инженера и математика Леонардо Торрес-Кеведо (Leonardo Torres-Quevedo: 1852–1936). Эта машина демонстрировалась на Всемирной выставке в Париже в 1914 г., она же «умела» решать некоторые шахматные окончания [Испания].

– 1931 г. Начато производство электромеханических табуляторов «Бюлль» «Bull» [Франция].

– 1931 г. Начато производство множительных перфораторов IBM-600, созданных Дж. Брайса (J. Brysa: 1880–1949) [США].

– 1933 г. Разностная машина астронома из Новой Зеландии Лесли Комри (Leslie J. Comrie: 1893–1950)[*] [Великобритания].

– 1934 г. Начато производство алфавитного табулятора IBM-405 [США].

---

[*] Comrie L.J. Modern Babbage Machines. – Bullet. of The Office Machinery Users' Association. – London: 1933. – 29 p.

§4. Почти первое поколение компьютеров

В этом параграфе пойдёт речь о компьютерах на электромагнитных реле[*] и электронных лампах – предшественниках компьютеров с архитектурой фон Неймана. Подробнее будут рассмотрены компьютеры К. Цузе, история компьютера «Colossus», компьютер Д. Стибица, компьютер ABC (Атанасова-Берри), компьютер Harvard Mark 1 (Г. Айкена).

В заключение будет рассмотрена схема вычислительной машины Дж. фон Неймана и даны сравнительные характеристики вычислительных машин, рассмотренных в этом параграфе.

Конрад Цузе (Zuse Konrad Ernst Otto: 1910–1995) родился в 1910 г. в Берлине. В 1935 г., окончив Берлинскую высшую техническую школу, поступил на авиационный завод Хейнкель в г. Дессау. Через год уволившись, он вернулся к своей идее студенческих лет – создания программируемой счётной машины. Довольно быстро он пришёл к выводу, что удобнее создавать машину с двоичной системой счисления. В 1938 г. появилась эта машина, представлявшая механический вычислитель с электрическим при-

Конрад Цузе

---

[*] Напомним, что электромеханическое реле было изобретено в 1834 г. американцем Д. Генри (Joseph Henry: 1797–1878) и итальянцем Сальваторе даль Негро (Salvatore dal Negro: 1768–1839). Colombini G. Salvatore dal Negro // Professori di materi scientifiche all'Università di Padova nell'Ottocento. – Padova: Univ. di Padova, 1986.

водом и возможностью (хотя и ограниченной) программирования при помощи клавиатуры. Результат (уже в десятичной системе) высвечивался на ламповой панели. Названа эта машина была Z1.

В 1939 г. Цузе был призван в армию, но в итоге попал в отдел, занимавшийся созданием управляемых ракет.

В 1940 г. Цузе доработал свою версию Z1 на основе телефонных реле и назвал ее Z2. Кроме того, Z2 считывала инструкции на основе перфорированной 35-миллиметровой киноплёнки. В 1941 г. Цузе в рамках созданной им компании «Zuse Apparatenbau» создал новую модель Z3. Эту модель многие считают *первым реально действовавшим программируемым компьютером.* Более того, Z3 использовался не только для управления ракетами (точнее их головными частями), но и для проектирования крыла самолёта. Отметим, что, как доказал в 1998 г. Рауль Рохас (Raul Rojas: 1955), Z3 была машиной полной[*] по Тьюрингу.

В 1944 г. все три машины Z1, Z2, Z3 были уничтожены в ходе бомбардировок Берлина. В начале 1945 г. новая, не вполне законченная, машина Z4 была перевезена в Баварию. Для неё Цузе успел разработать *первый в мире* высокоуровневый язык программирования, названный им Plankalkül (= исчисление планов).

При поддержке Швейцарской высшей технической школы и компании IBM в 1950 г. Z4 была закончена и продана в Цюрих в Европейскую техническую высшую школу. Это был *первый* (и единственный) работающий компьютер в *континентальной* Европе (и первый в мире проданный компьютер).

---

[*] Rojas R. How to make Konrad Zuse's Z3 a universal computer // IEEE. Annals of the History of Computing. – Vol. 20. Nr. 3 (1989). – p. 51–54.

Отметим, что компьютер Z2 был первым в мире компьютером на магнитных носителях, уже в Z3 в арифметическом устройстве использовалась плавающая запятая.

В патенте[*] 1936 г. К. Цузе упоминал, что машинные команды могут храниться в той же памяти, что и данные, тем самым за несколько лет до оглашения известных принципов Дж. фон Неймана, Цузе высказал положение[**], являющееся неотъемлемой частью того, что называется «архитектурой фон Неймана».

Остановимся теперь на первом в мире электронном цифровом компьютере, который в силу наложенных условий секретности (на 30 лет) оставался практически неизвестным до 1973 г., и, следовательно, не мог повлиять на развитие компьютеров. История создания этого компьютера связана с постройкой в Германии ещё в феврале 1918 г. Артуром Шербиусом (Arthur Scherbius: 1878–1929) шифровальной машины ENIGMA[***], использовавшейся в дипломатической работе.

К 1939 г. Польша сумела добыть экземпляр ENIGMA, а существовавшая к тому времени группа польских математиков[****]-дешифровщиков сумела разобраться в методах дешифровки текстов, передаваемых с помощью ENIGMA.

---

[*] Zuse K. Patent Z 23139 / GMD Nr 005 / 021: 1936.

[**] Это положение впервые было реализовано в британском EDSAC в 1949 г.

[***] Предшественницей ENIGMA был шифратор Джефферсона, спроектированный третьим президентом (1801–1809) США, учёным по призванию. [Джефферсон Томас (Jefferson Thomas: 1743–1826)]

[****] В эту группу входили Мариан Реевски (Marian Rejewski: 1905–1980), Ежи Ружицки (Jerzy Róžicki: 1909–1942) и Генрих Зыгальски (Henryk Zygalski: 1908–1978). Передал части машины и документы к ней полякам немецкий шифровальщик Ганс Шмидт (Hans-Thilo Schmidt), погибший в гестаповских застенках в 1943 г.

В июле 1939 г. 5 валиков ENIGMA и методы дешифровки текстов были переданы англичанам (недалеко от Варшавы): дешифратору Дилвину Кноксу (Dillwin Knox: 1884–1943) и руководителю морской разведки Великобритании Алестеру Деннистоуну (Alastair Denniston). Для того чтобы достаточно быстро проводить дешировку немецких сообщений, британское правительство решило создать вычислительную машину, способную заменить десятки (или даже сотни) вычислителей и которую обслуживал бы небольшой штат для сохранения секретности.

В качестве основных руководителей работы были выбраны Алан Тьюринг (Alan Mathison Turing: 1912–1954)[*] и Гордон Уэлчмэн (Gordon Welchman: 1906–1985). Позже, в 1941 г., для армейской связи высокого уровня немцы разработали серию телеграфных шифровальных систем «Lorenz SZ 40/42». Первые перехваты этих машин были зафиксированы в конце 1941 г. Уже через год и 11 месяцев (на рубеже 1942–1943 гг.) англичанам удалось создать машину «Colossus» для взлома этих систем.

Руководил группой дешифровщиков, создававших программу для Colossus, профессор Макс Ньюмэн (Max Newman: 1987–1984), один из создателей алгебраической топологии[**]. Основную работу по строительству «Colossus» выполнил английский инженер Томми Флауэрс (Tommi Flowers: 1905–1998).

---

[*] Причина смерти Алана Тьюринга от отравления цианидом стыдливо замалчивается. С 1952 г. началась травля А. Тьюринга в силу его нетрадиционной ориентации.

[**] К тому времени Макс Ньюмен решил 5-ю проблему Гильберта для специального случая. В 1949–1951 гг. он являлся Президентом Лондонского математического общества. О работе М. Ньюмена по использованию «Colossus» стало известно только незадолго до его смерти.

«Колосс» стал первым полностью электронным[*] вычислительным устройством. Ввод информации осуществлялся с перфоленты. Однако «Колосс» не был «тьюринг-полной» машиной, хотя его можно было настроить на выполнение различных операций булевой логики.

В этой связи отметим, что ещё в 1937 г. Клод Шеннон (Claude Elwood Shannon: 1916–2001) показал, что существует взаимно-однозначное соответствие между формулами булевой логики и электронными схемами, получившими название «логические вентили» [126][**].

Исследования К. Шеннона послужили основой для проектирования Джоржем Стибицом (George Stibitz: 1904–1995) в Bell Labs компьютера «Модель К» на основе релейных переключателей. В январе 1940 г. была закончена постройка Complex Number Calculator, умеющего выполнять вычисления над комплексными числами. Отметим, что на демонстрации своего компьютера Американскому математическому обществу (11 сентября 1940 г.) в Дартмутском колледже Дж. Стибиц управлял компьютером дистанционно по телефонной линии с телетайпом.

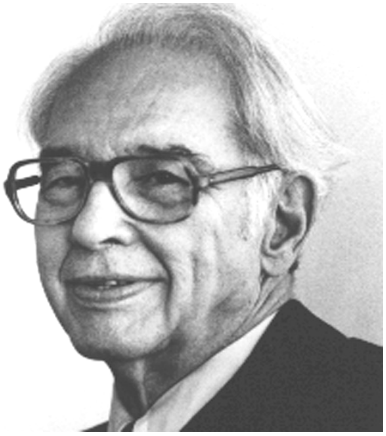
А теперь несколько слов о создателях первого в мире электронного цифрового компьютера: Джоне Винценте Атанасове (John Vincent Atanasoff: 1903–1995) и Клиффорде Берри (Clifford E. Berry: 1918–1963) (см. [19]).

---

[*] Первую электронную лампу создал в 1883 г. Томас Альва Эдисон (Thomas Alva Edison: 1847–1931). Эта лампа была двухэлектродной. В 1906 г. американский учёный Ли де Форест (Lee de Forest: 1873–1961), добавив сетку между электродами, изобрёл триод.

[**] О работах К. Шеннона, а также о работах В.И. Шестакова в 1935-1936 гг. см. подробнее ниже в § 14.

Дж. Атанасов родился в Хамильтоне (Нью-Йорк) в семье инженера-электрика и учительницы математики. Его отец Иван Атанасов был эмигрантом из Болгарии. В 1925 г. Дж. Атанасов получает степень бакалавра по электроинженерии в Университете штата Флорида, годом позже – степень магистра в Университете штата Айова (в Эймсе), а Ph. D. по теоретической физике в 1930 г. в университете штата Висконсин в г. Мэдисон. После чего Дж. Атанасов становится профессором математики и физики Колледжа штата Айова (в Эймсе). Там Дж. Атанасов изучает возможности применения в научных исследованиях калькулятора Д. Монро (Monroe calculator) и табулятора фирмы IBM. В 1936 г. вместе со своим коллегой физиком Гленом Мёрфи (Glen Murphy) Атанасов строит малый аналоговый калькулятор, названный «Лапласометром» (Laplaciometer). Этот калькулятор он использует для анализа некоторых многогранных[*] развёрток, многогранников.



Дж. Атанасов

В 1937 г. у Дж. Атанасова созревает идея строительства электронного цифрового компьютера. В 1939 г. он получает грант ($ 650), из которых $ 450 предназначены магистранту Клиффорду Берри (Berry Clifford Edward: 1918–1963)[**]. Год спустя (в декабре 1940 г.) Дж. Атанасов знакомится в Филадельфии с Джоном Моучли (John Mauchly: 1907–1980) во время демонстра-

---

[*] В 1965 – 1967 гг. в СССР В.А. Залгаллер (р. 1920) с помощью ЭВМ получает описание всех выпуклых многогранников с правильными гранями (см. [18]).

[**] Клиффорд Берри родился и вырос в Айове.

ции последним своего «гармонического анализатора» и приглашает Дж. Моучли посмотреть на только что законченный цифровой электронный компьютер.

Клиффорд Берри

15 января 1941 г. компьютер, названный ABC, электрическая счётная машина с 300-стами вакуумными трубками, демонстрирует решение сложных алгебраических уравнений. В июне 1941 г. Моучли посещает Атанасова в Вашингтоне и получает подробную схему ABC. (До этого Атанасов посылает документы в Чикаго патентному поверенному для регистрации патента на свой компьютер.)

П. Эккерт и Д. Моучли

Д. Моучли 4 дня изучает ABC и просит дать ему кроме схемы подробное описание ABC. Позже при строительстве ENIAC он несколько раз встречается с Атанасовым, консультируясь по поводу постройки ENIAC (вместе с Джоном П. Эккертом (John Presper Eckert: 1919–1995)). Джону Атанасову при создании компьютера в качестве помощника был рекомендован профессором-электроинженером Гарольдом

Андерсоном (Harold W. Anderson) Клиффорд Берри. Клиффорд Берри был лучшим студентом у Г. Андерсона и под руководством последнего он стал бакалавром. В 1941 г. Берри становится магистром физики. В 1948 г. он получает учёную степень Ph. D. по физике. Позже он работает в C.E.C.[*] (до 1963 г.), дойдя до должности её технического директора.

Покинув в октябре 1963 г. C.E.C. и заняв пост руководителя подразделения в Vacuum Electronics Corporation в Нью-Йорке, он внезапно умирает.

Вернёмся снова в 1941 г. 7 декабря этого года Япония без объявления войны напала на военно-морскую и авиационную базу США на Гавайских островах, называвшуюся Пирл-Харбор. Разгром американских сил при Пирл-Харбор выявил в первую очередь недостатки тяжёлой береговой артиллерии при нацеливании на корабли противника. Нужны были артиллерийские таблицы и сотни женщин-вычислителей.

Профессор Д. Моучли, который как мы уже знаем, познакомился с компьютером ABC ещё в 1941 г., добился у Армии США в 1943 г. денег на создание компьютера, решавшего эту задачу. Приступил Д. Моучли к созданию ENIAC со своим лучшим студентом Дж. Проспером Эккертом и целой группой помощников в Пенсильванском университете.

В 1945 г. прошли успешные испытания ENIAC, а полностью работа была завершена в феврале 1946 г. Как известно, создание ENIAC[**] (в течение 3-х лет) спонсировала Баллистическая Исследовательская Лаборатория Американской Армии. Она же привлекла к проекту ENIAC, по крайней мере на один год, Джона

---

[*] C.E.C. = Consolidated Enginiring Corporation (Пасадена, Калифорния).

[**] ENIAC = Elektronik Numeral Integrator and Computer.

фон Неймана, работавшего над созданием бомбы в Лос-Аламосе. При этом Джон фон Нейман предлагал сделать ENIAC одноадресной, но доктор Ричард Клиппингер (Richard Frederick Clippinger: 1913–1997) настоял на трёхадресности ENIAC. Программное обеспечение для ENIAC – заслуга 6 женщин-математиков: К. Макналти (Kay McNulty), Б. Дженнигс (Betti Jennings), Б. Снайдер (Betti Snyder), М. Уэскоф (Merlin Wescoff), Ф. Билас (Fran Bilas) и Р. Лихтерман (Ruth Lichterman).

Первоначально машина ENIAC содержала 18000 вакуумных ламп, 1500 реле, весила 30 тонн.

Ее существенными недостатками были:

а) отсутствие памяти, точнее, отсутствие хранимой программы;

б) постоянные ремонтные работы, т.к. за день работы выходили из строя десятки вакуумных ламп.

С первым недостатком удалось справиться к 1948 г., введя специальную память. Второе было долго бичом машины, однако выход, хотя и временный, был в том, что основная программа была нацелена на решение только одной задачи, а время между ремонтами позволяло решить задачу.

Уже по окончании испытаний ENIAC в 1946 г. Моучли и Эккерт были объявлены СОЗДАТЕЛЯМИ ПЕРВОГО цифрового электронного компьютера. И только 27 лет спустя (в 1973 г.) в ходе длительнейших судебных процессов справедливость восторжествовала: создателями первого электронного цифрового компьютера признаны Дж. Атанасов и К. Берри. (Последний, как мы знаем, не дожил до этого дня.)

На дальнейшее создание и использование ЭВМ большое влияние оказал четырёхдневный симпозиум в Кембридже (штат

Массачусетс, США), проходивший 7–10 января 1947 г. (Symposium om Large Scale Digital Calculating Machinery), на котором выступил целый ряд крупнейших учёных США. В их числе: Г. Айкен, Р. Курант, В.В. Леонтьев, Г. Радемахер, Дж. Стибитц, Дж. Моучли и др.

Оценив и переработав идеи Эккерта и Моучли при создании ENIAC, привлечённый для работы великий американский математик Джон фон Нейман (John (Janos) von Neumann: 1903–1957) написал отчёт, описывающий проект компьютера (EDVAC (Electronic Discrete Variable Computer)). В нём предлагалось программу и данные хранить в единой универсальной памяти.

Кроме того, Джон фон Нейман выдвинул в своём отчёте ряд принципов при построении компьютеров, которые теперь известны под названием «архитектура фон Неймана». Эти принципы и послужили фундаментом для разработки гибких, универсальных цифровых компьютеров. Об этих принципах мы расскажем при рассмотрении машины фон Неймана.

Вернёмся теперь на несколько лет назад к одному из создателей аналоговых компьютеров, Говарду Айкену (Howard Aiken: 1900–1973), чей доклад (1947 г.), вместе со статьёй Германа и Адель Гольдштейнов (1946 г.)[*] послужили катализатором строительства в СССР первой ЭВМ [20].

Г. Айкен

---

[*] Goldstein H. and Goldstein A. The Electronic Numerical Integrator and Computer (ENIAC), 1946. (reprinted in The Origins of Digital Computers: Selected Papers. Springer, New York. 1982. – Pp. 359–373.

Говард Айкен работал перед Второй Мировой войной в Гарварде. Он в рамках своей докторской диссертации разрабатывал аналитические счёты. В качестве образца он взял аналитическую машину Ч. Бэббиджа, заменив зубчатые колёса, использованные Ч. Бэббиджем на реле. В устройствах ввода-вывода им использовалась перфолента. Работа была закончена в 1944 г. Компьютер был назван «Гарвард Марк-1»[*]. Он «имел» в памяти 72 слова по 23 десятичных разряда каждое и мог выполнить любую команду за 6 секунд. Габариты «Марка-1» были внушительны: 15 м длина, 2,5 м высота.

В последующие два года была закончена работа над компьютером «Марк-2», содержавшем как реле, так и вакуумные лампы. На упоминавшемся выше симпозиуме в Кембридже (7.01.1947 – 10.01.1947) Говард Айкен рассказал и о «Марке-1» и о «Марке-2» и о курсе лекций[**], который читался в Гарварде.

Интересно, что уже на этом симпозиуме Г. Айкен высказал мысль, что «настанет время, когда вместо теперешних гигантских по размерам машин, гораздо более мощные и быстродействующие машины будут умещаться в обувной коробке». Кроме того, аппаратные средства будут дешеветь, а программные средства – становиться дороже. Хотя на симпозиуме в Кэмбридже не было Джона фон Неймана, его идеи по архитектуре компьютера так или иначе обсуждались[***].

---

[*] Не путать с «Ferrari Mark 1» – компьютером, изготовленным в феврале 1951 г. в Манчестерском университете (Manchester Electronic Computer).

[**] Aiken H. Organization of digital calculating machinery // Annals of the Computation Laboratory of Harvard University Vol. XXVII, (1947/48).

[***] Все 34 доклада были опубликованы в Annals of the Computation Laboratory of Harvard University.

Напомним, что цифровой компьютер, по мнению фон Неймана, должен состоять из 5 частей: памяти, арифметико-логического устройства, устройства управления и устройств ввода и вывода.

Отметим, что в современных компьютерах арифметический блок и блок управления сочетаются в одной микросхеме, называемой центральным процессором.

Внутри арифметико-логического устройства находится особый внутренний регистр, называемый аккумулятором. Типичная команда добавляла слово из памяти в аккумулятор или сохраняла в целости содержимое аккумулятора. Следует сказать, что Дж. фон Нейман не планировал для своей машины выполнение арифметических команд с плавающей точкой (= запятой). Наконец, что немаловажно, Дж. фон Нейман считал, что в машине должна использоваться бинарная (= двоичная) арифметика.

Конец 40-х годов XX столетия характеризуется взрывным интересом к созданию цифровых вычислительных машин.

Очень коротко скажем о некоторых. Моучли и Экерт после 1946 г. модернизовали ENIAC (1948), а затем начали работу над машиной EDVAC (Electronic Discrete Variable Computer), но после их ухода проект закрыли.

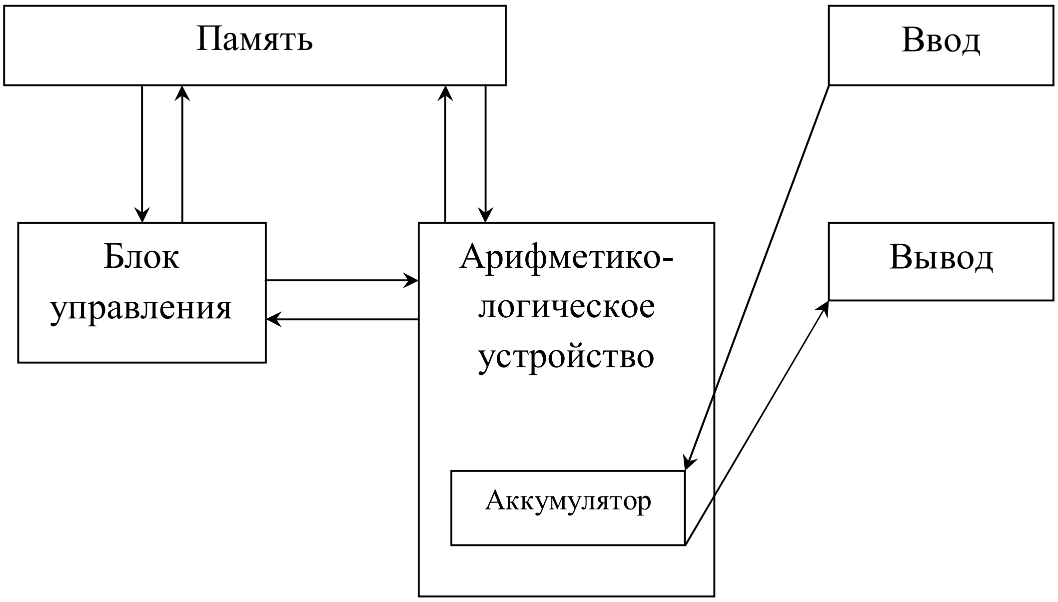


Рис. 4.1. Схема вычислительной машины Дж. фон Неймана

Дж. фон Нейман, который консультировал и проект EDVAC, поехал в Принстон и сконструировал собственную версию EDVAC под названием IAS (Immediate Addres Storage – память с прямой адресацией) (1952 г.).

В 1949 г. появилась машина EDSAC (=Electronic Delay Storage Computer). Её сконструировал Морис Уилкс (Maurice Vincent Wilkes: 1913) из Кембриджского университета. EDSAC был первый в мире компьютер с хранимой в памяти программой[*].

В корпорации Rand была построена JOHNIAC (1953 г.), копия компьютера Д. фон Неймана.

В университете Иллинойс – ILLIAC-1 (1952 г.),

в лаборатории Лос-Аламоса – MANIAC-1 (1952 г.),

в институте Вейцмана в Израиле – WEIZAC (1955 г.),

в университете Манчестера – «Малыш» (июнь 1948 г.) и Manchester Mark 1 (октябрь 1949 г.),

в Австралии – CSIRAC (ноябрь 1949 г.).

---

[*] Постоянное запоминающее устройство (ПЗУ) появится на EDSAC-2 (1953 г.)

Сравнительные характеристики этих машин приведены ниже:

Имя	*Начало работы*	*Числовая система*	*Механизм вычислений*	*Полнота по Тьюрингу*
Zuse Z3 (Германия)	Май 1941	Двоичная, плавающая запятая	Электро-механич.	Да (1998)
ABC (США)	1942	Двоичная	Электрон.	Нет
Colossus Mark 1 (Великобритания)	Февраль 1944	Двоичная	Электрон.	Нет
Harvard Mark 1 (США)	Май 1944	Десятичная	Электро-механич.	Нет
Colossus Mark 2 (Великобритания)	Июнь 1944	Двоичная	Электрон.	Нет
Zuse Z4 (Германия)	Март 1945	Двоичная, плавающая запятая	Электро-механич.	Да
ENIAC (США)	Июль 1946	Десятичная	Электрон.	Да
Manchester SSEM («Baby») (Великобритания)	Июнь1948	Двоичная	Электрон.	Да
Модерниз. ENIAC (США)	Сентябрь 1948	Десятичная	Электрон.	Да
EDSAC (США)	Май 1949	Двоичная	Электрон.	Да
Manchester Mark1 (Великобритания)	Октябрь 1949	Двоичная	Электрон.	Да
CSIRAC (Австралия)	Ноябрь 1949	Двоичная	Электрон.	Да

§ 5. История создания компьютеров в России (до 1948 г.)

История компьютеров в России – речь пойдёт только о создании компьютерной техники – начинается во второй половине XVIII в. Весь период: 1764[*] – 1953 гг. мы поделим на 3 части: 1764–1917 гг., 1917–1946 гг., 1947–1953 гг.

О трёх творцах первого периода (1764–1917), подданных Российской Империи: Вильготе Теофилле Однере (1845–1905), Бруно Абданк-Абакановиче (1852–1900) и Алексее Николаевиче Крылове (1863–1945), повлиявших на общемировое развитие компьютерной техники, уже было сказано ранее.

Сейчас же мы остановимся на менее известных достижениях.

– В 1770 г. часовым мастером и механиком Евлой Якобсоном была изобретена и построена механическая счётная машина, позволявшая складывать, вычитать, умножать и делить числа от 1 до «1000 миллионов», а остающееся от деления можно здесь же расчленить на дроби. Сама машина имела размеры: 34.2×21.8×3.4 см. Она находится ныне в музее М.В. Ломоносова (г. Санкт-Петербург). О мастере Е. Якобсоне известно, что он жил и работал в г. Несвиж (≈100 км юго-западнее Минска)[**]. Добавим, что

---

[*] Заметим, что 1764 г. как начало периода создания компьютерной техники в России выбран не случайно. Именно воцарение Екатерины II стало временем резкого роста потребностей в вычислениях, прежде всего для нужд армии. Екатерина II хорошо знала, что величайший математик XVIII века Леонард Эйлер (1707–1783) потерял зрение при составлении таблиц для артиллерийской стрельбы.

[**] Город Несвиж на протяжении 30–80-х гг. XVIII века был резиденцией одного из крупнейших польских магнатов Радзивиллов, превративших этот город в один из культурных центров Речи Посполитой. Не случайно

эта часть Белоруссии вошла в состав Российской Империи в результате разделов Польши именно при Екатерине II.

Отметим, что в машине Якобсона нет специального механизма для умножения, но эту операцию можно производить путём повторного сложения. Деление выполняется как последовательное вычитание с фиксацией количества вычитаний. Следует отметить компактность всего механизма – узлы соседних разрядов расположены на разных уровнях. Использование полудиска со ступенчатыми зубьями также оригинально решает проблему передачи и установки чисел [7].

– В 1813 г. ещё один часовых дел мастер Абрахам Штерн (Abraham Jakob Stern: 1769–1842) представляет в Варшаве свою счётную машину, над созданием которой он трудился 8 лет. По отзывам современников, например, немецкая газета «Leipziger Literaturzeitung» отмечала, «…что всё, чего хотели достичь Паскаль, Поленус и Лейбниц, реализуется в машине Штерна».

В январе 1817 г. А. Штерн представляет свою вторую машину, позволявшую извлекать корни, а 17 апреля того же 1817 г. он делает очередной доклад на заседании «Варшавского общества друзей науки», руководимого Станиславом Сташицем (Stanisław Staszyc: 1755–1826) и представляет свою третью машину, соединившую возможности первых двух. Эта машина была показана и царю Александру I. В результате А. Штерн получил ежегодную пенсию в размере 330 рублей. Более того, А. Штерн был назначен руководителем Комитета (по устройству школ) и инспектором всех еврейских школ Царства Польского [21]. Добавим, что А. Штерн родился в Хрубишове в семье часового мастера, а умер

надписи на машине Якобсона сделаны на немецком и польском языках и латыни.

в Варшаве. Его вычислительные машины не сохранились (были уничтожены во время восстания в Варшавском гетто в 1943 г.).

– В 1828 г. генерал-майор Фёдор Михайлович Свободской, соединив несколько (до 12) русских счёт под одной рамой, получил возможность умножения и деления целых чисел, что вместе со специальными таблицами существенно ускоряло расчёты. При этом часть счёт служила фактически оперативной памятью (на них оставляли промежуточные результаты). Подробно об этом приборе мы знаем из книги* адъюнкта астрономии при Санкт-Петербургском университете Петра Васильевича Тихомирова (1803–1831). Он же указал и на другие возможности этого прибора: быстрое извлечение кубического корня из многоразрядных (до 21 разряда) чисел [7].

– 24 ноября 1845 г. в России был выдан патент на суммирующую машину Хаим-Зелика Слонимского (1810–1905), названную «снарядом для сложения и вычитания». Во многих книгах ошибочно написано, что за неё Х. Слонимский получил Демидовскую премию. Он действительно получил эту премию, но за «новый числительный инструмент», основанный на теореме Слонимского, о кратных числах [23]. Эта машина была *множительным* устройством и создана в 1843 г. [22], [23]. Хаим-Зелиг** Слонимский в 1844 г. демонстрирует свою множительную машину в Берлинской Академии наук и получает похвальные отзывы таких учёных, как Карл Якоби, Август Крелле, Фридрих Бессель и Александр Гумбольдт. А. Крелль даже публикует статью*** о теореме Х.-З. Слонимского и его множительной машине. 4 апре-

---

* Тихомиров П.В. Арифметика на счётах. – СПб., 1830.

** В литературе иногда встречается: Зиновий Яковлевич Слонимский.

*** Crelle A.L. Démonstration d’un théorèm de Mr. Slonimsky sur le nombres, avec une application de ce theorem au calcul de chiffres // Jour. für die reine und angewandte Mathematik, V. 28 (1844). – S. 184–190.

ля 1845 г. Физико-математическое отделение Императорской Академии Наук заслушало Слонимского, где он представил машину и письменную формулировку своей теоремы. Присутствовавшие на этом заседании академики В.Я. Буняковский (1804–1889) и П.Н. Фусс дали положительный отзыв и рекомендовали Слонимского к награждению Демидовской премией[*].

Прежде чем говорить о теореме Х.-З. Слонимского, напомним некоторые определения. Возрастающую последовательность неотрицательных несократимых дробей, не превосходящих 1 со знаменателем, не превосходящим $n \in \mathbb{N}$, называют рядом (последовательностью) Фарея[**] порядка n. Например, $F_1 = \left\{ \frac{0}{1}, \frac{1}{1} \right\}$, $F_2 = \left\{ \frac{0}{1}, \frac{1}{2}, \frac{1}{1} \right\}$, $F_3 = \left\{ \frac{0}{1}, \frac{1}{3}, \frac{1}{2}, \frac{2}{3}, \frac{1}{1} \right\}$. Далее нам понадобится функция Эйлера. Напомним, что функцией Эйлера (тотиент) называют арифметическую операцию $\varphi(n)$, значение которой равно количеству положительных целых чисел, не превосходящих n и вза-

---

[*] Присуждена 17 апреля 1845 г. (присуждалась с 1831 г. в день рождения Александра II). Учреждена промышленником Павлом Николаевичем Демидовым (1798–1840).

[**] Этот термин ошибочно ввёл О. Коши. Джон Фарей (John Farey: 1766–1826) был геологом и опубликовал (без доказательства) ряд свойств последовательностей (Фарея), важнейшее из которых: если $\frac{a}{b}, \frac{a'}{b'}, \frac{a''}{b''}$ – три последовательных члена ряда Фарея, то $\frac{a'}{b'} = \frac{a+a''}{b+b''}$, т.е. средний член есть медианта двух соседних. Фактически же ввёл ряд Фарея и доказал основные его свойства математик Харос (Haros C.) (в 1802 г.) в работе Haros C. Table pour Évaluer une Fraction Ordinare avec Autan de Decimales qu’on Voudra; et pour Trouver la Fraction Ordinaire la plus Simples, et qui Approche Sensiblement d’une Fraction Décimale. – Annonces et Notice d’Ouvrages // Jour. De l’Ecole Polytechnique. Cah. 11, t. 4 (1802). – p. 364–368.

имно простых с *n*. Для функции φ справедливо: $\varphi(1)=1$, $\varphi(mn)=\varphi(m)\varphi(n)$ при $(m,n)=1$. Заметим, что $\varphi(2)=1$, $\varphi(3)=2$, $\varphi(4)=2$, $\varphi(5)=4$, $\varphi(6)=2$, $\varphi(7)=6$, $\varphi(8)=4$, $\varphi(9)=6$.

Для нас наиболее важным будет следующее свойство ряда Фарея: если Q_n – число членов ряда F_n, то

$$Q_n=1+\sum_{x=1}^{n}\varphi(x). \tag{1.6}$$

Кстати, если $\frac{a}{b},\frac{a'}{b'}$ два последовательных члена из F_n, то

$$ba'-ab'=1. \tag{1.7}$$

Теперь уже можно сформулировать теорему Слонимского. Она состоит из нескольких утверждений:

1. Пусть имеем целое положительное число, записанное поразрядно: $a_m a_{m-1}...a_2 a_1$ в системе счисления $\mathbb{C}$ с основанием r. Умножим его последовательно на числа 1, 2, 3, r-1 и полученные произведения подпишем одно под другим с соблюдением правил разрядов. В результате получим m+1 столбцов (свободные места слева заполним нулями), каждый из которых содержит (r-1) цифру. Расположение цифр в столбце назовём представлением столбца. Умножение всевозможных чисел 1, 2, 3, r-1 порождает бесконечное множество представлений. Однако при этом число РАЗЛИЧНЫХ представлений будет конечным. Оно задаётся формулой

$$A_r=r\left\{\sum_{n=2}^{r-1}\varphi(n)+1\right\}=r\left(Q_{r-1}-1\right). \tag{1.8}$$

В частности, при r=10[*] получим $A_{10}=10\{1+2+2+4+2+6+4+6+1\}=280$. Напомним, что

$$F_9=\left\{\frac{0}{1},\frac{1}{9},\frac{1}{8},\frac{1}{7},\frac{1}{6},\frac{1}{5},\frac{2}{9},\frac{1}{4},\frac{2}{7},\frac{1}{3},\frac{3}{8},\frac{2}{5},\frac{3}{7},\frac{4}{9},\frac{1}{1},\frac{1}{2},\frac{5}{9},\frac{4}{7},\frac{3}{5},\frac{5}{8},\frac{2}{3},\frac{5}{7},\frac{3}{4},\frac{7}{9},\frac{4}{5},\frac{5}{6},\frac{6}{7},\frac{7}{8},\frac{8}{9}\right\},$$

т.е. $Q_9=29$, и по формуле

$$(1.8) \qquad A_{10}=10\cdot 28=280.$$

2. Произведение любой дроби, заключённой между двумя соседними фареевыми дробями $\frac{p_i}{q_i}$ и $\frac{p_{i+1}}{q_{i+1}}$ на числа 1, 2, …, 9, (т.к. в нашем случае система счисления десятичная (r = 10)) *порождает то же представление, что и для целых частей последовательности произведений на эти же числа (т.е. 1, 2, ..., 9) фареевой дроби* $\frac{p_i}{q_i}$.

Возьмём, например, пятнадцатую дробь из F_9. Это $\frac{1}{2}=0{,}5$.

Умножим 0,5 последовательно на числа 1, 2, 3, …, 9.

$0{,}5\times 1=0{,}5;\ 0{,}5\times 2=1{,}0...;\ 0{,}5\times 3=1{,}50...;\ 0{,}5\times 4=2{,}0...;\ 0{,}5\times 5=2{,}50...;$
$0{,}5\times 6=3{,}0...;\ 0{,}5\times 7=3{,}50...;\ 0{,}5\times 8=4{,}0...;\ 0{,}5\times 9=4{,}5$

Выпишем в виде столбца целые части полученных чисел: $(0,1,1,2,2,3,3,4,4)^{-1}$.

Так можно составить матрицу из 28 столбцов и 9 строчек. Эту таблицу назовём *основной*. Теперь для каждого основного столбца составим 9 производных столбцов, полученных при умножении на числа 1, 2, …, 9 следующим образом. Пусть взято число 7. Кратные этого числа будут: 7, 14, 21, 28, 35, 42, 49, 56, 63. Запишем их в виде столбца и прибавим к ним числа какого-

---

[*] Т.е. в условиях десятичной системы счисления.

нибудь столбца основной таблицы. Например, пятнадцатый: т.е. $\left(0,1,1,2,2,3,3,4,4\right)^{-1}$. Получим: $\left(7,15,22,30,37,45,52,60,67\right)^{-1}$. Таким образом, всего у нас получится 280 столбцов, включая и 28 основных столбцов. Эти столбцы и составляют таблицу (или матрицу) Слонимского. И именно на основе данной таблицы создано им вычислительное устройство. К сожалению, прибор Слонимского промышленностью не производился. Тем не менее, идеи Слонимского стали широко известны и повлияли на появление целого ряда вычислительных приборов.

– Начнём с прибора Генриха Куммера, который он представил Императорской Академии Наук год спустя после Х-З. Слонимского, т.е. в 1846 г. Более того, этот прибор тоже был выдвинут на Демидовскую премию. В своём запросе (от 11 декабря 1846 г.) на получение патента[*] он пишет: «… что, хотя по собственному признанию Куммера, идея его прибора внушена ему Счётчиком Слонимского, …, обращение с ним проще,… а стоимость изготовления меньше, чем прибора Слонимского».

Отметим, что о Генрихе Куммере в российских источниках указывалось лишь, что это «учитель музыки», изобретший счётный прибор, названный позже «счислителем Куммера» и производимый серийно в Петербурге механиком И.Э. Мильком. В немецких[**] источниках (см. подробнее [23]) можно найти, что Генрих Куммер (Heirich Gotthelf Kummer (1809-1889)) родился в Дрездене в семье композитора и фаготиста Готхельфа Генриха

---

[*] Патент был выдан 29.03.1847 г. на 10 лет (см. история [22, с. 586]). Любопытно, что описание патента было составлено Куммером на немецком языке.

[**] Fürstenau M. Kummer Heinrich // Allgemeine deutsche Biographie & Neue deutsche Biographie. Bd. 17, s. 369-371. – Leipzig: Krabbe-Lasota, 1883.

Куммера (1774–1857). С отцом он выступал, играя на фаготе, уже с 6 лет.

В 1831 г., не имея возможности содержать семью, он уезжает в Российскую Империю, где становится с 1837 г. первым фаготистом Императорского оркестра (в Петербурге). В 1851 г. он возвращается в Дрезден, заработав в России пенсию[*]. В 1869 г. Г. Куммер получил и американский патент на свой счислитель, названный там «Henry Kummer» (см. [23], [24]).

– В 1882 г. на Всероссийской выставке были продемонстрированы счётные бруски[**], созданные годом ранее механиком-самоучкой из местечка Петровичи Климовского уезда Могилёвской губернии Г.З. Иоффе[***]. На 280 гранях 70 четырёхгранных брусочков были размещены 280 таблиц Слонимского, с помощью которых получали произведение множимого на одноразрядный множитель. Для многоразрядных чисел при их умножении это существенно уменьшало число ошибок. Однако сложение производилось на бумаге [23].

– Вернёмся теперь на время в 1846 г. В августе Академия Наук дала положительный отзыв на арифметическую машину жителя г. Варшавы часовых дел мастера Израеля Штафеля. Полное имя Абрахам Израель (Israel Abraham Staffiel)[****]. Прибор, по мнению академиков В.Я. Буняковского и Б.С. Якоби, обладал «…большой механической простотой». Он, как и машина Слонимского, выполнял

---

[*] Отметим, что иностранцы, работавшие в Императорском оркестре, получали пенсию после 10 лет работы, а подданные Российской Империи – через 22 года.

[**] В Германии они получили название «Ioffe Stänge».

[***] В общедоступной литературе никаких сведений о Г.З. Иоффе не было (ни инициалов, ни откуда он родом).

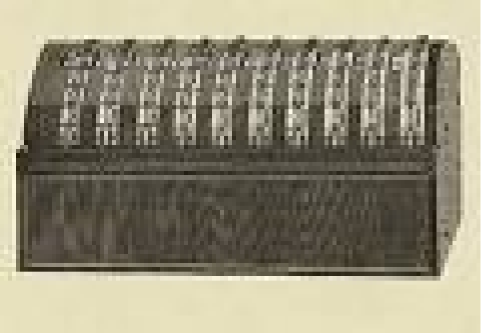
[****] Израель Штафель родился в 1814 г. Умер не ранее 1877 г.

четыре арифметических действия, но был в изготовлении много проще. Ранее в 1845 г. он демонстрировался на Выставке в Варшаве.

После положительного отзыва Академии Наук прибор И. Штафеля был показан царю Николаю I и тот распорядился наградить И. Штафеля 1500 рублями. Позже (в 1852 г.) прибор Штафеля был показан на выставке в Лондоне и был удостоен серебряной медали 2-й степени. Во многих вычислительных машинах второй половины XIX в. заметны конструктивные элементы из машины Штафеля.

Добавим, что экземпляр машины был передан И. Штафелем в качестве дара в Академию Наук и хранится в музее М.В. Ломоносова.

– Великий русский математик Пафнутий Львович Чебышев (1821–1894) свободное время тратил на создание различных механизмов [7], в том числе и счётных. В 1876 г. он предложил проект суммирующего устройства с непрерывной передачей десятков, а в 1881 г. приставку к ней, позволяющую умножать и делить числа. В итоге этот механизм был назван арифмометром Чебышева. Однако в эксплуатации он проигрывал арифмометру Однера и не получил распространения.



Арифмометр Чебышева

– Для улучшения обучения счёту в школах и на бухгалтерских курсах в XIX в. были сделаны попытки модификации русских счёт. В частности, такие усовершенствования были предложены в 1860 г. педагогом А.Н. Больманом[*], а в 1872 г. изобретателем «Журнала Общества счетоводов» Фёдором Венедиктовичем Езерским (1836–1916) и в 1867 г. академиком-математиком Виктором Яковлевичем Буняковским (1804–1889)[**].

Были в дореволюционной России и некоторые другие изобретения вычислительных машин, но они не оказали существенного влияния на развитие вычислительной техники.

В период с 1917 по 1945 гг. шло усовершенствование арифмометра Однера, клавишных сумматоров, а с конца 20-х годов и аналогичных машин. В связи с организацией в 20–30-е гг. машинно-счётных станций профессия вычислителя в СССР перестаёт быть исключительной.

Л.И. Гутенмахер

– В 1926 г. математик Сергей Аронович Гершгорин (1901–1933) публикует описание прибора для интегрирования дифференциального уравнения Лапласа[***], который был позже (1929) изготовлен. Одновременно им был разработан метод сеток, нашедший широкое использование уже при использовании ЭВМ.

– В 1935 г. в СССР была выпущена первая электродинамическая счётно-аналитическая машина (САМ) – модель Т-1.

---

[*] Больман А.Н. Полная арифметика на счетах. 3-е изд. – СПб., 1871. – 156 с.

[**] Модификация русских счёт в механические устройства известна как «самосчёты» Буняковского (см. [7]).

[***] Гершгорин С.А. К описанию прибора для интегрирования дифференциального уравнения Лапласа // Журнал прикладной физики. Т. 3 (1926). – С. 271–274.

– В 1939 г. Исаак Семёнович Брук (1902–1974) построил аналоговую вычислительную машину, существенно улучшив «дифференциальный анализатор Буша».

– В 1945–1946 гг. под руководством Льва Израилевича Гутенмахера (1908–1981) строятся первые электронные аналоговые вычислительные машины (АВМ) с повторением решения.

С.А. Лебедев

В СССР строились и другие аналоговые вычислительные машины. В частности в 1945 г. была построена под руководством Сергея Александровича Лебедева (1902–1974) электронная аналоговая машина для решения обыкновенных дифференциальных уравнений для задач энергетики.

Однако главное в деятельности и И.С. Брука и С.А. Лебедева было впереди – именно им, а также Баширу Искандеровичу Рамееву (1918–1994) СССР обязан прорывом в создании ЭЦВМ.

§ 6. История создания компьютеров в России (1948–1954 гг.)

В августе 1948 г. И.С. Брук и Б.И. Рамеев представили первый в СССР проект «Автоматической цифровой электронной машины». В этом проекте была дана принципиальная схема вычислительной машины (ВМ). Арифметические операции определены в двоичной системе счисления, управление работой ВМ должно было происходить от «главного программного датчика», который считывал бы программу, записанную на перфоленту и выдавал бы результат тоже на перфоленту.

4 декабря 1948 г. на имя И.С. Брука и Б.И. Рамеева было выдано авторское свидетельство (первое в СССР) в области цифровой электронной ВМ.

Заметим, что в конце 1947 г. в Институте электротехники (ИЭ) АН УССР постановлением Президиума АН была создана лаборатория № 1 (спецмоделирования и вычислительной техники), которую возглавил директор ИЭ член-корреспондент АН СССР С.А. Лебедев, а в начале 1948[*] г. было объявлено, что задачей лаборатории будет строительство за 2-3 года ЭВМ, названной позже Модельной Электронно-Счётной Машиной (МЭСМ)[**] [20].

---

[*] В своих воспоминаниях С.А. Лебедев [26] пишет, что созданием цифровых ЭВМ он занялся в конце 1948 г.

[**] Позже «Модельная» было заменено на «Малую».

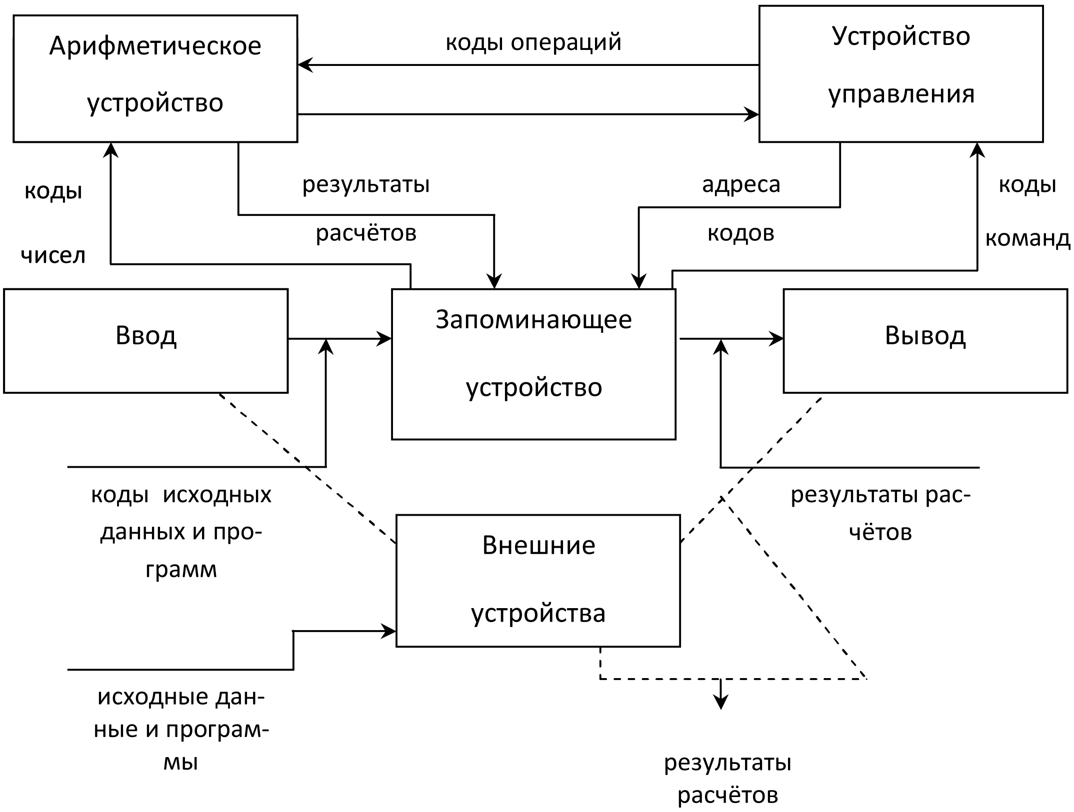


Рис. 6.1. Блок-схема ЭВМ МЭСМ

Архитектура МЭСМ состояла из:

1. Арифметического устройства (АУ) – для выполнения арифметических задач.
2. Запоминающего устройства (ЗУ) – для хранения чисел и команд.
3. Устройства управления (УУ), осуществляющего общее управление и дающего командные импульсы.
4. Вводного устройства (ВВУ) и Выводного устройства (ВУ).

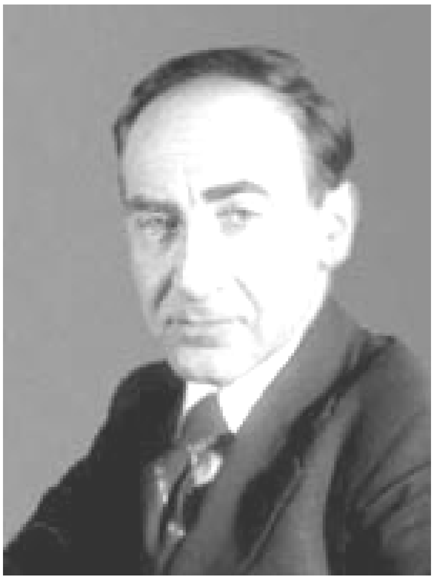
Кроме того, в архитектуру включались внешние устройства (ВНУ) хранения исходных данных и программ и результатов расчётов машиной.

Предполагалось, что МЭСМ будет трёхадресной. Система счисления предполагалась двоичной. Форма представления чисел предполагалась с фиксированной запятой. Количество разрядов первоначально предполагалось равным 17 (включая разряд для знака числа), но в 1950 г. по настоянию математиков, прежде всего Бориса Владимировича Гнеденко (1912 – 1995), Селима Григорьевича Крейна (1917–1999) и С.А. Авраменко, число разрядов было увеличено до 21.

В 1951 г. для МЭСМ была создана математиками С.Г. Крейном и С.А. Авраменко первая программа для решения дифференциального уравнения.

$$y''+y=0,\ y(0)=0,\ y(\pi)=0.$$

В декабре 1951 г. комплексная отладка была закончена и начались её испытания, а *25 декабря 1951 г.* машина была принята в эксплуатацию [20][*].



И.С. Брук

А что же в это время с ЭВМ И.С. Брука и Б.И. Рамеева? О ней в 1949 г. старались не вспоминать, т.к. внимание АН СССР было приковано к созданию МЭСМ.

Ситуация изменилась через год. В марте 1950 г. в Лабораторию Энергетического института АН СССР, где работал[**] И.С. Брук, были по просьбе И.С. Брука направлены несколько выпускников МЭИ[***], и в их числе Николай Яковлевич Матюхин (1927–1984), который, несмотря на плом с отличием, не был принят в аспирантуру МЭИ. И.С. Брук

---

[*] 4 января 1952 г. Президиум АН СССР в выписке из протокола своего заседания сообщает о введении в эксплуатацию первой в СССР быстродействующей электронной цифровой машины. (О том, что ещё 15 декабря 1951 г. введена в эксплуатацию вычислительная машина Н.С. Брука по соображениям секретности (она обслуживала атомный проект) писать в протоколах было нельзя!)

[**] И где до 1945 г. работал С.А. Лебедев.

[***] Московского Энергетического института.

сразу поставил задачу – создание цифровой вычислительной машины.

Через 2,5 месяца Президиум АН СССР, недовольный медленными темпами строительства МЭСМ, даёт задание ЭИ о строительстве ЦВМ, оформленное в виде постановления.

Здесь следует сказать, что уже в 1949 г. у руководства СССР изменился взгляд на необходимость создания ЭВМ.

Подтолкнули к этому необходимость огромного числа вычислений при осуществлении советского атомного проекта. Постановлением Совета Министров СССР № 1990-774 СС/ОП от июня 1948 г. «О дополнительных заданиях по плану специальных научно-исследовательских заданий на 1948 г.» за подписью И.В. Сталина (1879–1953) предусматривалось расширение групп вычислителей лаборатории № 2 МИАН[*] СССР (в Москве) под руководством И.М. Виноградова, в ЛОМИ[**] (в Ленинграде) – под руководством Л.В. Канторовича и в Институте геофизики АН СССР – под руководством А.Н. Тихонова.

Группы занимались расчётами критических масс ядерных зарядов и другими расчётами. Разумеется, эти группы были секретными [26].

---

[*] МИАН – Математический институт им. В.А. Стеклова Академии Наук СССР.

[**] ЛОМИ – Ленинградское отделение МИАН СССР.

Б.И. Рамеев

В 1949 г. член Президиума АН СССР Михаил Алексеевич Лаврентьев (1900–1980) пишет письмо И.В. Сталину о необходимости создания Центра Вычислительных Машин для задач обороны страны и ускорении в СССР исследований в области дискретной вычислительной техники [26] – [27]. Через полмесяца выходит секретное постановление Совета Министров СССР о создании Специального Конструкторского Бюро (СКБ-245) для выпуска ЦВМ для нужд обороны и о назначении Михаила Алексеевича Лаврентьева директором создаваемого ИТМ и ВТ[*] и о разработке ЭВМ в специальном конструкторском бюро (СКБ-245)[**] и в Академии Наук. Так что постановление Президиума Академии Наук о строительстве ЭВМ в ЭИ было вполне ожидаемым.

Начальником СКБ-245 (и его создателем) был Михаил Авксентьевич Лесечко (1909–1984)[***], а руководителем отдела по созданию ЭЦВМ и главным конструктором (ГК) – Юрий Яковлевич Базилевский (1912–1983), до этого директор специального конструкторского бюро (СКБ) при заводе «Манометр». Разработчиком ЭЦВМ являлся Б.И. Рамеев. Следует сказать, что в 1949 г. Б.И. Рамеева неожиданно вновь призвали в армию и отправили

---

[*] Институт Точной механики и вычислительной техники АН СССР.

[**] СКБ-245, а также НИИ Счётмаш были созданы на базе Московского завода счётно-аналитических машин (САМ).

[***] По документам М.А. Лесечко получил задание по созданию СКБ-245 ещё в 1948 г., будучи так же назначенным директором САМ. Позже М.А. Лесечко станет Министром приборостроения СССР, заместителем Предсовмина СССР.

на Дальний Восток. С большим трудом И.С. Бруку удалось вернуть Б.И. Рамеева в Москву, а там уже он был приглашён в СКБ-245 на должность заведующего Лабораторией [25].

Итак, в СССР в 1950 г. одновременно разрабатывались и строились три ЭВМ. Достаточно подробно во многих изданиях описывается строительство МЭСМ. К сожалению, из-за условий секретности только сравнительно недавно снят гриф с отчёта ЭИ АН СССР, подписанный директором ЭИ академиком Г.М. Кржижановским (1872–1959) о том, что 15 декабря 1951 г. закончены испытания и принята в эксплуатацию ЭЦВМ М-1. (Иными словами М-1 принята в эксплуатацию на 10 дней раньше МЭСМ!) Но и это ещё не всё!

Н.Н. Боголюбов

Все логические схемы в М-1 были сделаны на купроксных[*] выпрямителях (правда, трофейных), т.е. М-1 была *первой в мире* ЭВМ, в которой *все логические схемы сделаны на полупроводниках.*

М-1 делало всего 15–20 операций в секунду над 23-разрядными числами. Ёмкость её составляла 256 слов. И она в отличие от МЭСМ была двухадресной машиной. Первые задачи, которые решались на М-1, ставились академиком Сергеем Львовичем Соболевым (1908–2003), который в тот период времени был заместителем Игоря Васильевича Курчатова (1903–1960) и возглавлял математическую часть атомного проекта в СССР. В Арзамасе-17

---

[*] Купроксный выпрямитель – меднозакисный полупроводниковый (твёрдый) выпрямитель, преобразующий переменный электрический ток в постоянный ток одного направления.

(Сарове) математическую часть возглавлял Николай Николаевич Боголюбов (1909–1992), которого сменил в 1953 г. упоминавшийся выше С.А. Авраменко) [26], [28]. До середины 1953 г. М-1 была единственной действующей ЭВМ на территории РСФСР[*].

Вернёмся теперь в СКБ-245.

Разработка ЭЦВМ, которая получила название «Стрела», началась в марте 1950 г., а в конце 1952 г. первый экземпляр машины был готов к отладке. В середине 1953 г. «Стрела» была принята в эксплуатацию. Скорость у «Стрелы» была 2000 операций в секунду, оперативная память – 2048 слов, разрядность – 43, постоянное ЗУ на полупроводниковых диодах[**]. Машина, как и МЭСМ, была трёхадресной. Выпускалась серийно на Московском заводе счётно-аналитических машин (САМ) с 1953 по 1956 гг. Всего было выпущено 7 машин, в том числе для ВЦ-1 МО СССР, ВЦ АН СССР, для ВЦ КБ-11 (Арзамаса-16).

Задачи для «Стрелы» ставились уже Мстиславом Всеволодовичем Келдышем (1911–1978), который стал (после С.А. Лебедева) директором Института Теоретической Механики и Вычислительной Техники.

В середине 1951 г., ещё не дожидаясь сдачи МЭСМ в эксплуатацию, С.А. Лебедев был вызван в Москву и назначен директором Института Теоретической Механики и Вычислительной Техники (сменив М.А. Лаврентьева). Главной его задачей будет разработка и создание быстродействующей (большой) электронной вычислительной машины (БЭСМ). Отладка БЭСМ (её позже назовут БЭСМ-1) была закончена в 1953 г. и одновременно со «Стрелой» представлена на Сталинскую премию.

---

[*] Напомним, что МЭСМ оставалась в Феофании (15 км от Киева), т.е. на Украине.

[**] Внешнее ЗУ – два накопителя на магнитной ленте; ввод данных – с перфокарт и с магнитной ленты; вывод данных – на магнитную ленту, на перфокарты и на широкоформатный принтер.

С.А. Лебедев рассчитывал, что БЭСМ-1, имевшая быстродействие 8–10 тыс. операций/сек, количество разрядов 39 с плавающей запятой, систему команд – трёхадресную, общее поле памяти для команд и чисел 2047 39-разрядных ячеек, внешнюю память – на 2-х магнитных барабанах по 5120 слов и 4-х магнитных лентах по 30 000 слов, ввод с перфоленты (со скоростью 20 кодов/сек), печать на бумагу – по 20 чисел/сек, – победит в конкурсе. Но ошибся.

Предпочтение отдали «Стреле», ведь она уже пошла в серию (была готова техническая документация) и была существенно дешевле БЭСМ.

В октябре 1953 г. БЭСМ была самой быстродействующей ЭВМ, созданной в Европе, но в Европу с декабря 1950 г. уже начали поступать коммерческие машины из США (IBM 701). Им БЭСМ уступала и по быстродействию и по объёму памяти.

На основе архитектуры БЭСМ-1 в 1954 г. началась разработка БЭСМ-2 для серийного производства. Так как ИТМ и ВТ АН СССР не имел своего завода, то это оказалось весьма хлопотным делом. Для серийного производства был выделен завод им. Володарского в Ульяновске, и только в 1958 г. там пошла серия, – всего 67 машин, – которые выпускались до 1962 г. включительно.

Другая разработка М-40 (коренная модификация БЭСМ-2) для управления РЛС дальнего обнаружения и сопровождения цели и точного наведения противоракеты на баллистическую ракету противника. В марте 1961 г. (на 32 года раньше американцев!) на этом комплексе впервые в мире была ликвидирована боевая часть баллистической ракеты осколочным зарядом противоракеты. Главным конструктором был С.А. Лебедев, а основным разработчиком – будущий академик Всеволод Сергеевич Бурцев

(1927–2005). ЭВМ М-40 начала выполнять боевые задачи ещё в 1957 г., при этом её быстродействие повысилось: 40 тыс. операций/сек, но с фиксированной запятой.

Другая вполне гражданская модификация БЭСМ-1 под названием М-20 изготовлялась на заводе САМ с 1959 по 1964 гг. Всего было произведено 20 машин. Они были трёхадресными; быстродействие 20 тыс. операций/сек.

Вернёмся вновь в Лабораторию электросистем Энергетического Института. С апреля по декабрь 1952 г. под руководством И.С. Брука была разработана и смонтирована малая ЭВМ для научных расчётов: М-2. Коллектив разработчиков возглавил М.А. Карцев (1923–1983). С января 1953 г. машина М-2 эксплуатировалась круглосуточно. Её оперативная память существенно возросла – в 1956 г. она имела ёмкость 4096 чисел, быстродействие – 2000 операций/сек.

На М-2 проводились расчёты для Института атомной энергии (заказчик: академик С.Л. Соболев), для Института теоретической и экспериментальной физики АН СССР (заказчик: академик А.И. Алиханов). Для Института проблем механики АН СССР был проведён расчёт прочности плотин Куйбышевской и Волжской гидроэлектростанций. Решались и другие интересные и важные задачи, в частности для НИИ-108 (директор академик Аксель Иванович Берг (1893–1979)).

В июне 1954 г. при обсуждении доклада профессора Алексея Андреевича Ляпунова (1911–1973) в ЭНИН об использовании математических машин в логических целях [27, с. 73–75], ученик И.С. Брука Николай Яковлевич Матюхин (1927–1984), будущий член-корреспондент АН СССР, выражая и своё мнение, и мнение И.С. Брука, высказался о необходимости создания малой ЭВМ, предназначенной для научных, инженерных и управленческих расчётов в научно-исследовательских и проектно-конструкторских организациях. Заметим, что Н.Я. Матюхин уже работал по собственной инициативе над такой машиной с 1953 г. Как говаривали в советское время – «инициатива наказуема». Н.Я. Матюхин явочным порядком строит вместе с Главным конструктором и совместно с группой Бориса Моисеевича Кагана (1918–2009) из Института электропромышленности (ныне ВНИИ ЭМ) такую ЭВМ, названную М-3. Однако М-3 была введена в эксплуатацию только в 1956[*] г. Как и в М-1 в машине М-3 широко использовались полупроводниковые элементы. Машина М-3 стала основой для развития математического машиностроения в Минске и Ереване (туда была передана вся документация).

На базе лаборатории И.С. Брука в 1956 г. появилась лаборатория управляющих машин и систем (ЛУМС) АН СССР. В 1958 г. эта лаборатория была преобразована в Институт электронных управляющих машин (ИНЭУМ) АН СССР, первым директором[**] которого и стал И.С. Брук.

Вернёмся теперь вновь в 1953 г. в СКБ-245. Уже в середине 1953 г. Б.И. Рамеев становится Главным конструктором семейства малых ЭВМ «Урал». В качестве базы для выпуска «Уралов»

---

[*] Это связано с тем, что формально машина М-3 была создана инициативно, т.е. не была включена в планы работ ИЭ. Поэтому Госкомиссия долго не хотела принимать машину и только необходимость загрузить работой новые производства ЭВМ в Минске и Ереване решили дело.

[**] Он проработал директором до 1964 г. И.С. Брук, будучи пропагандистом методов линейного программирования Л.В. Канторовича, динамических моделей экономики и межотраслевого баланса В.В. Леонтьева (1905–1999) слишком открыто выступал за создание достоверной базы соотношений цен, что руководителями АН СССР было воспринято как «ересь». В итоге, И.С. Брука сняли с должности директора.

(от Урала-1 до Урала-16) был выбран Пензенский завод счётно-аналитических машин. В 1955 г. Б.И. Рамеев переезжает туда (на 10 лет) с группой выпускников МИФИ, которым он в 1951–1953 гг. читал курс лекций по цифровой вычислительной технике (работая в МИФИ по совместительству) и которые проходили практику у Б.И. Рамеева в СКБ-245.

Забегая вперёд, отметим, что до 1967 г. развитие вычислительной техники в СССР шло весьма бурными темпами. Однако принятое решение на совместном заседании Комиссии по вычислительной технике АН СССР (председатель А.А. Дородницын) и Совета по вычислительной технике ГКНТ* при Совете Министров СССР (председатель В.М. Глушков) от 26 января 1967 г. о структуре и архитектуре третьего поколения ЭВМ – необходимости копирования американской IBM-360, на 10 лет затормозило собственное развитие в СССР вычислительной техники, прежде всего для гражданского применения**. Что касается применения ЭВМ для военных целей, а также Космоса, то там развитие шло, но существенно медленнее.

Заключительные замечания по периодизации развития компьютерной техники

Как и всякая периодизация, периодизация развития компьютерной техники носит условный характер. Снятие грифов секретности со многих материалов, связанных с созданием компьюте-

---

* ГКНТ – Государственный Комитет по Науке и Технике.

** Мнение С.А. Лебедева, И.С. Брука, Б.И. Рамеева и других Главных конструкторов, выступавших «против» на этом заседании, услышано не было.

ров, позволило уточнить, а иногда и изменить сложившиеся стереотипы об истории компьютерных наук (см., например, [28]). С другой стороны, археология и архивное дело позволили найти свидетельство существования компьютеров, не укладывающихся в традиционную периодизацию. Тем не менее, главное направление в имеющейся периодизации остаётся правильным. Итак:

– Преднулевое поколение компьютеров: (-100, 1623)

– Нулевое поколение компьютеров (так называемые «механические» компьютеры (1623–1939/40)).

– Первое поколение – ламповые компьютеры (1940/41–1951)

– Второе поколение – транзисторы (1952–1965)

– Третье поколение – интегральные схемы (1965–1980)

– Четвёртое поколение – сверхбольшие интегральные схемы (1980–1990)

– Пятое поколение (1990–2000) – это поколение компьютеров для обработки знаний и работы со сверхбольшими базами данных, а также суперкомпьютеры для научных исследований. В СССР был создан (к 1988 г.) прототип компьютера пятого поколения «Марс», оказавшийся невостребованным.

– Шестое поколение (2000 – по настоящее время) – это оптоэлектронные компьютеры, оптические компьютеры, биокомпьютеры и молекулярные компьютеры, и наконец, квантовые компьютеры (подробнее см. [140]).

Достоинство оптических и оптоэлектронных компьютеров, кроме быстродействия и компактности, состоит в том, что световые потоки в них, в отличие от электрических, могут пересекаться, что не влечёт сбоев.

Что касается биокомпьютеров и молекулярных компьютеров, то они ещё только разрабатываются.

Добавим ещё, что российский суперкомпьютер «Ломоносов» был в 2010 г. двенадцатым (по скорости) суперкомпьютером в мире (350 терафлоп операций в секунду).

Новые решения, заложенные в «Ломоносове», уже были фактически апробированы в комплексе ЭВМ «Эльбрус-2» и «Эльбрус-3», созданных в своё время для первого (и самого мощного по своим возможностям) в мире плавающего командно-аналитического комплекса «Урал»[*].

---

[*] Этот корабль с двумя атомными энергетическими установками (длина 236 м, ширина до 32 м) был сдан в эксплуатацию в 1990 г. и до сих пор стоит у причала «Большой Камень» во Владивостоке.

Глава II. История развития теории алгоритмов

Введение

Напомним, что появление алгоритмов восходит к глубокой древности: более 4000 лет тому назад в Египте в период Древнего царства (т.е. 3 тысячелетие до н.э.) из папируса Ахмеса (– 1575 г.) (см. [3, с. 17–19]) следует, что у египтян существовал алгоритм представления любой положительной рациональной дроби в виде суммы простых дробей, т.е. дробей вида 1/n, где n – натуральное число. Найденные археологами глиняные таблички времён Хаммурапи (XVIII в. до н.э.) с теоремой Пифагора и её применениями, а также ещё более древние таблички с вычислением обратных чисел ясно свидетельствуют о реальном появлении алгоритмов у древних шумеров.

В Древнем Китае до (– 213 г.) трактат «Математика в девяти книгах» содержал уже много различных алгоритмов.

В индийских «Ведах», написанных на санскрите до VI в. до н.э., уже есть алгоритмы нахождения арифметических и геометрических прогрессий.

Уже в IV в. до н.э. Теэтет из Афин (– 410; – 368) вводит алгоритм, названный позже алгоритмом Евклида.

Наконец, в IX в. н. э. математик Ал-Хорезми (787–850) пишет два трактата, один из которых при переводе на латынь в XII в. и дал название алгоритм (искажение фамилии Ал-Хорезми) (см. [3]).

Становление во второй половине XIX в. теории множеств и возникшие в этой связи парадоксы остро поставили вопрос об алгоритмической разрешимости или неразрешимости многих математических задач.

К 20-м гг. XX в. стало очевидно, что это невозможно сделать без точного определения понятия *алгоритм.*

Сыграл в этом свою роль и прогресс вычислительных устройств, обозначивший проблему определения границ класса задач, которые в будущем могли бы решаться с помощью вычислительной техники.

Прежде чем давать точное определение алгоритма, выделим пять свойств алгоритмов, как говорят «в интуитивном смысле», важных в дальнейшем.

1. *Дискретность предписаний*, что означает, что каждый алгоритм должен содержать конечное число последовательно выполняемых указаний, выбранных к тому же из конечного (общего для всех алгоритмов в интуитивном смысле) набора типов предписаний.

2. *Конструктивность данных* предполагает, что входные и выходные данные алгоритма представляют собой конечные наборы состояний, взятых из счётного множества состояний.

3. *Детерминированность алгоритма* позволяет говорить об однозначной определённости результата каждого предписания предыдущим состоянием параметров алгоритма.

4. *Массовость алгоритма* означает возможность использования в качестве входных данных широкого набора строк над выбранным алфавитом.

5. *Замкнутость алгоритма* предполагает, что выполнение вычислений производится в точном соответствии с предписания-

ми и не требует привлечения никаких внешних устройств или дополнительных данных.

Заметим, что в теории алгоритмов особую роль играет так называемый *тезис формализации: любой алгоритм (в интуитивном смысле) может быть смоделирован в рамках данной вычислительной модели*. Разумеется, это утверждение не является математическим утверждением[*].

Отметим, что в 30–40-х гг. было построено несколько вычислительных моделей:

- машина Поста;
- машина Тьюринга;
- частично-рекурсивные функции (вычислительная модель Клини);
- нормальные алгоритмы Маркова.

Были ещё и другие вычислительные модели, но мы остановимся на этих четырёх.

§ 7. Вычислительная модель Поста

Исторически первой в печати (сентябрь 1936 г.) появилась статья [30] Эмиля Поста. В ней была определена так называемая машина Поста.

Итак, машина Поста – это:

Э. Пост

---

[*] Правда, его можно обосновать в рамках метаматематики.

1. Бесконечная (в обе стороны) лента, разделённая на секции[*].

2. Каждая секция либо пустая, либо в ней записана метка[**].

3. Каретка, которая

а) может сдвигаться вдоль ленты влево или вправо (за единицу времени сдвиг может быть лишь на одну секцию).

б) может стоять неподвижно; в этом случае она даёт информацию о секции, против которой она стоит – пуста ли секция или занята.

в) может поставить или уничтожить (стереть) метку, против которой она стоит.

Состоянием машины Поста будем называть пару $\left(f_c, k\right)$, где k – номер секции, которую «обозревает» каретка.

Пусть $i, j, j_1, j_2 \in \mathbb{N} \cup \{0\} = \mathbb{N}_0$ – номера команд. Командой машины Поста назовём выражение, имеющее один из 6 видов[***]:

1. $i_\bullet \Rightarrow j$ (команда движения вправо).
2. $i_\bullet \Leftarrow j$ (команда движения влево).
3. $i_\bullet \vee j$ (команда печатания метки).
4. $i_\bullet \xi j$ (команда стирания метки).
5. $i_\bullet ? \begin{smallmatrix} \nearrow j_1 \\ \searrow j_2 \end{smallmatrix}$ (команда передачи управления).
6. $i_\bullet$ *stop* (команда остановки) (или «останов».)

Число i (с точкой), стоящее в начале команды, называется *номером команды.* Число j (либо j_1, j_2), стоящее в конце коман-

---

[*] В статье [30] сам Пост называет секции «ящиками».

[**] *Состоянием* ленты будем называть функцию $f_c : \mathbb{Z} \to \{\varnothing, \textit{метка}\}$.

[***] Сам Пост обозначений командам не давал. Наши обозначения следуют [31].

ды, называется *отсылкой*, при этом в команде передачи управления j_1 называется *верхней отсылкой*, а j_2 – нижней отсылкой. У команды остановка (= останов) нет отсылки.

Программой машины Поста будем называть конечный непустой список команд Поста, со следующими двумя свойствами:

1. Все номера команд идут по порядку (без пропусков) начиная с 0.

2. Номера отсылок будут инъекцией в список команд программы машины Поста[*].

Для работы машины Поста задают а) некоторую программу, б) задают некоторое состояние машины Поста (т.е. задают некоторую расстановку меток по ситуациям). При этом будем считать, что в начальном состоянии машины каретка ставится против секции с номером 0[**].

Каждая команда машины выполняется за один шаг, при этом если на k-ом шаге выполнялась команда с номером i, то, если эта команда имеет единственную отсылку j, то на k+1 шаге выполняется команда j; если же имеем команду передачи управления (и две отсылки j_1 и j_2), то, если секция к моменту выполнения этой команды была пуста, выполняется команда j_1, если же секция была помечена, то следующей выполняется команда j_2.

В процессе работы машины Поста осуществится один из трёх сценариев:

I. В ходе работы машина дойдёт до выполнения невыполнимой команды: печатания метки в непустой секции или стирания

---

[*] Т.е. для каждой отсылки каждой команды списка найдётся в списке такая команда, номер которой равен рассматриваемой отсылке.

[**] Тем самым начальное состояние машины полностью определено состоянием ленты.

метки в пустой секции. При этом машина останавливается. Этот исход называют *безрезультатным «остановом»* (б.о.).

II. В ходе работы машина дойдёт до выполнения команды stop (остановка). Этот исход называют *результатным «остановом»* (р.о.).

III. В ходе работы не будет остановки ни по первому, ни по второму сценарию, т.е. машина работает бесконечно.

Рассмотрим теперь как записывается число на машине Поста. Для начала рассмотрим числа из $\mathbb{N}_0 = \mathbb{N} \cup \{0\}$. Число $n \in \mathbb{N}_0$ будем записывать в виде $(n+1)$ отмеченных подряд ячеек (= секций)[*]. Обозначим через E_n совокупность всех таких состояний машины Поста, в каждом из которых на ленте будут помечены ровно $(n+1)$ секций, а каретка может стоять где угодно.

Обозначим через $A_n \subset E_n$ совокупность всех таких состояний машины Поста, в которых каретка стоит против самой левой из отмеченных секций. Обозначим через $C_n \subset E_n$ совокупность всех таких состояний, в которых каретка стоит слева от массива, а через $C_n^{'} \subset E_n$ совокупность всех таких состояний, когда каретка стоит справа от массива. Наконец, обозначим через $B_n \subset E_n$ совокупность всех таких состояний, когда каретка стоит против одной из отмеченных секций. По сути состояния A_n, C_n, B_n, E_n - это совокупности протоколов[**] машины Поста.

Рассмотрим теперь 3 задачи, каждая из которых приводит к прибавлению 1 к числу *n:*

---

[*] Отмеченные подряд секции называют *массивами*, а число ячеек (= секций) в массиве – его *длиной.*

[**] Протоколом машины Поста называется слово, составленное из всех последовательных состояний на ленте, возникавших в процессе работы алгоритма.

Задача: Написать программу машины Поста, которая для любого $n \in \mathbb{N}_0 = \mathbb{N} \cup \{0\}$, будучи применена к произвольному состоянию из класса A_n (соответственно B_n, C'_n), даёт результативный останов в каком-то состоянии из E_{n+1}.

Решением первой задачи (назовём её A_n) будет, например:

0. $\Leftarrow 1$
1. $\vee 2$
2. stop

Решением второй задачи (B_n) будет, например:

0. $\Leftarrow 1$
1. $?\big\langle^{2}_{0}$
2. $\vee 3$
3. stop

Решением третьей задачи (C'_n):

0. $\Leftarrow 1$
1. $?\big\langle^{0}_{2}$
2. $\Leftarrow 3$
3. $\vee 4$
4. stop.

Упражнения 7.1.

1. а) Выписать все программы машины Поста длины 1.

   б) Сколько существует программ машины Поста длины 2, длины 3, длины n? $(n \geq 4)$.

2. Существует ли программа машины Поста, дающая при любом начальном состоянии

   а) результативную остановку;

   б) безрезультативную остановку;

   в) неограниченное продолжение работы?

   Каково наименьшее число команд в этих программах?

3. Доказать, что если для некоторой программы известно, что существуют 3 начальных состояния, для которых программа даёт соответственно: результативный «останов», безрезультативный «останов», неограниченное продолжение работы, то число команд в этой программе не менее 4. Написать все эти программы длины 4.

4. а) Написать такую программу машины Поста, которая будучи применённой к произвольному состоянию $E_n(n \in \mathbb{N}_0)$, даёт результативный «останов» в каком-либо состоянии из класса E_{n+1}.

б) Существует ли при этом программа из менее чем 23 команд?

5. Пусть $q \in \mathbb{N}_0 \setminus \{1\}$. Составить программу сложения произвольного количества чисел, записанных на произвольных, но не превосходящих q расстояниях друг от друга.

6. Пусть $f : \mathbb{N}^2{}_0 \to \mathbb{N}_0$ такая, что

$$f(x,y) = \begin{cases} x - y, & если\ x \geq y \\ \varnothing\ , & если\ x < y \end{cases}$$

Функцию f называют *вычитанием.*

Составить программу вычитания одного числа из другого, учитывая, что если $f(x,y) = \varnothing$, то программа не должна приводить к результативной остановке.

7. Составить программу деления чисел на 2, 3, 4, …, k. Под делением будем понимать вычисление функции

$$f_g(x,y)=k \quad \in \mathbb{N}, \quad \text{если} \quad \left(ky \le x \ \& \ (k+1)y > x\right)$$

$$\text{где} \ (x,y) \in \quad \mathbb{N}_0^2, \quad x \ge y$$

8. Составить программу умножения двух чисел $(x, y) \in \mathbb{N}$.

9. Составить программу вычисления квадрата числа $x \in \mathbb{N}$.

Пусть теперь имеем два алгоритма A_1 и A_2, имеющих одинаковые области задания. Будем говорить, что A_1 и A_2 *равносильны,* если к любому исходному данному из их общей области задания они оба применимы (и в этом случае дают один и тот же результат), либо оба не применимы. В 1936 г. в работе [30] Э. Пост сформулировал свою знаменитую *гипотезу* («Гипотеза Поста»): *каждый алгоритм, все результаты которого суть натуральные числа, а областью задания служат* $\mathbb{N}_0^k$ $(k \ge 1, k \in \mathbb{N})$ *или* $\mathbb{N}_0^\infty$, *равносилен алгоритму с той же совокупностью возможных исходных данных, задаваемому некоторой программой машины Поста* [31, с. 68–69].

Пусть задан алгоритм А либо на множестве $(0 \cup \mathbb{N})^k, (k \in \mathbb{N})$, либо на $(0 \cup \mathbb{N})^\infty$. Пусть результат применения А к любому исходному данному из $(0 \cup \mathbb{N})^k$ либо $(0 \cup \mathbb{N})^\infty$ (если такой результат существует) принадлежит $(0 \cup \mathbb{N})$. Положим:

$$f\left(x_0,\ldots,x_k\right)=\begin{cases}\text{результат применения А к } \left\langle x_0,\ldots,x_k\right\rangle, \\ \text{если А применим к } \left\langle x_0,\ldots,x_k\right\rangle, \\ \text{не определено, если А не применим к } \left\langle x_0,\ldots,x_k\right\rangle.\end{cases}$$

Напомним, что про f говорят, что *f вычисляется алгоритмом А* или что алгоритм А вычисляет функцию f.

Функция $f:\mathbb{N}_o^k\to\mathbb{N}_o$ (или $\mathbb{N}_o^\infty\to\mathbb{N}_o$) называется *вычислимой*, если существует алгоритм, её вычисляющий [31].

Функцию $f:\mathbb{N}_o^k\to\mathbb{N}_o$ (или $\mathbb{N}_o^\infty\to\mathbb{N}_o$) будем называть *вычислимой по Посту*, если существует программа **p** машины Поста, вычисляющая функцию f, т.е. **p** обладает свойствами:

если $f\left(x_0,\ldots,x_k\right)=y$, то программа **p**, применяемая к исходному данному $\left\langle x_0,\ldots,x_k\right\rangle$, заканчивает работу, оставляя на ленте запись числа «y».

если $f\left(x_0,\ldots,x_k\right)=\varnothing$ (т.е. не определено), то применение программы **p** к $\left\langle x_0,\ldots,x_k\right\rangle$ не приводит к результативной остановке.

Теперь можно напомнить и знаменитый тезис Поста:

Пусть E одно из множеств $\mathbb{N}_o^k$ *(*$k\in\mathbb{N}$*),* $\mathbb{N}_o^\infty$. *Тогда класс вычислимых функций из E со значениями в* $\mathbb{N}_0$ *совпадает с классом функций из E со значениями в* $\mathbb{N}_0$*, вычислимых на машине Поста.*

Исторически сложилось так, что в том же 1936 г., когда была опубликована статья Э. Поста [30], Алонзо Чёрч (Alonzo Church: 1903–1995) опубликовал работу [32], в которой был тезис («тезис Чёрча»), равносильный тезису Поста:

Всякая всюду определённая вычислимая числовая функция является общерекурсивной.*

Позже, в 1952 г. Стивен Клини (Stephen Kleene: 1909–1994) обобщил тезис Чёрча: *всякая* (не обязательно всюду определённая) *вычислимая функция частично рекурсивна*. Этот тезис, называемый «тезисом Клини-Чёрча», также эквивалентен тезису Поста.

Существуют и другие утверждения, эквивалентные тезису Чёрча: это прежде всего утверждение, связанное либо с введённым в 1936 г. ленточным автоматом Алана Тьюринга (Alan Turing: 1912 – 1954) [34], [35], либо с «нормальными алгорифмами А.А. Маркова», либо с «алгоритмами А.Н. Колмогорова» и др.

Прежде чем перейти к истории ленточного автомата А. Тьюринга, рассмотрим несколько примеров функций, позволяющих пояснить причину возникновения в теории алгоритмов направления интуиционизма.

Итак, пусть

а) $v:\mathbb{N}\to 0,\quad v(n)\equiv 0$ для любого $n\in\mathbb{N}$.

в) $w:\mathbb{N}\to 1,\quad w(n)\equiv 1$ для любого $n\in\mathbb{N}$.

c) $q:\mathbb{N}\to\{0,1\}$, где

---

* Напомним, что *частично рекурсивными* называются *функции,* которые могут быть получены из тождественно нулевой функции и функции прибавления единицы ($f(x)=x+1$) с помощью трёх операций: 1) подстановки (функций в функцию), т.е. суперпозиции; 2) рекуррентного (= индуктивного, = рекурсивного) определения функции. Частично рекурсивные функции в общем случае определены не всюду. Если же частично рекурсивная функция определена всюду, то её называют *общерекурсивной.* (Подробнее см. § 9).

Здесь уместно добавить, что как работа Э. Поста [30], так и работа А. Чёрча [32] были развитием теоремы К. Гёделя (Kurt Gödel: 1906 – 1978) о неполноте символических логик [33].

$$q(n)=\begin{cases}1, \text{ если при любом } k\in\mathbb{N} \text{ в разложении числа } \pi \\ \text{ (в десятичной системе счисления) встречается} \\ \text{отрезок ровно из } k \text{ девяток} \\ 0, \text{ в противном случае.}\end{cases}$$

d) $q_1:\mathbb{N}\to\{0,1\}$, где $q_1\equiv w$, если в разложении числа π есть сколь угодно длинные отрезки из девяток и $q_1\equiv v$, в противном случае.

Наконец, рассмотрим функцию h:

e) $h:\mathbb{N}\to\{0,1\}$, где

$$h(n)=\begin{cases}1, \text{ если в десятичном разложении числа } \pi \\ \text{есть отрезок из } n \text{ девяток, окружённый не девятками} \\ 0, \text{ в противном случае.}\end{cases}$$

Так вот, интуиционисты[*], начиная от Л.Э.Я. Брауэра (L. E. J. Brouwer: 1881–1966) отвергают следующее утверждение:

$$q_1\equiv q. \qquad (*)$$

Можно также доказать, что если утверждение (*) верно, то в силу очевидной вычислимости функций v и w, функция q также будет вычислима. Что касается функции h, то *неизвестно*, вычислима эта функция или нет!

Упражнения 7.2.

Докажите, что множество программ машины Поста не более, чем счётно.

---

[*] Подробнее см. [48], [37] при этом автор книги [48] Аренд Гейтинг (Arend Heyting: 1898–1980) сам был учеником Л. Брауэра.

Пусть множество программ машины Поста пронумеровано. Пусть $f:\mathbb{N}\to\mathbb{N}_0=\mathbb{N}\cup\{0\}$, такая, что

$$f(n)=\begin{cases}0, \text{ если применение программы Поста } p_n \text{ к числу } n\\ \text{не приводит к результативному "останову" или}\\ \text{если результат не есть запись натурального числа;}\\ k+1, \text{ если применение программы } p_n \text{ к числу } n\\ \text{даёт результат, являющийся записью числа } k.\end{cases}$$

Доказать, что так построенная функция не вычислима на машине Поста.

Указание: Рассмотреть оба случая. При этом в случае отсутствия результативного «останова» или, если результат не есть запись никакого натурального числа, учесть, что программа не вычисляет f потому, что f определена на всём $\mathbb{N}$.

§ 8. Вычислительная модель Тьюринга. Машина фон Неймана

Как уже отмечено выше, 1936 г. был годом появления сразу трёх выдающихся работ по теории алгоритмов: Э. Поста, А. Тьюринга и А. Чёрча соответственно. Отметим, что в примечании редакции к статье Э. Поста сказано: «Читателю рекомендуется сравнить статью А.М. Тьюринга «О вычислимых числах», долженствующую появиться вскоре в журнале «Лондонского математического общества». Настоящая статья [т.е. статья Поста], однако, хотя и имеет более позднюю дату[*], написана совершенно независимо от статьи Тьюринга».

Что же убедило редакцию журнала в этом утверждении? Прежде всего то, что машины Поста и Тьюринга описывают разные вычислительные модели.

Итак, машина Тьюринга – это ленточный автомат с двумя алфавитами – *внутренним* (называемым также алфавитом состояний) алфавитом $S=\{q_0,q_1,...,q_n\}$, содержащим всегда *начальное* состояние q_0 и q_1 – конечное состояние, и *внешним* $\sum$, состоящим из произвольных символов, который содержит символ a_0 (пустоты секции (= ячейки)) и не содержит символов внутреннего алфавита, а также содержит символы R и L.

Напомним, что машина Тьюринга управляется командами трёх типов:

1) $q_i a \to q_j b$, если в состоянии $q_i \in S$ наблюдается ячейка с символом $a \in \sum$, то перейти в состояние $q_j \in S$ и поместить в данную ячейку символ $b \in \sum$.
2) $q_i a \to q_j bR$, если в состоянии $q_i \in S$ наблюдается ячейка с символом $a \in \sum$, то перейти в состояние $q_j \in S$ и поместить в данную ячейку символ $b \in \sum$, после чего перейти к обозрению соседней *справа* ячейки.
3) $q_i a \to q_j bL$, если в состоянии $q_i \in S$ наблюдается ячейка с символом $a \in \sum$, то перейти в состояние $q_j \in S$ и по-

---

[*] Статья Тьюринга поступила в редакцию 28 мая 1936 г., а статья Поста – осенью того же года.

местить в данную ячейку символ $b \in \sum$, после чего перейти к обозрению соседней *слева* ячейки.

Комбинацией на ленте называют слово, составленное из символов минимального по включению набора идущих подряд ячеек, содержащего все ячейки ленты, заполненные не промежуточными данными*, и обозреваемую ячейку, с вставкой символа внутреннего алфавита перед символом обозреваемой ячейки, соответствующего текущему состоянию машины Тьюринга.

В итоге, любой протокол машины Тьюринга всегда начинается с символа q_0.

Команда считается *применимой* к данной комбинации на ленте, если в этой комбинации в качестве подслова встречается левая часть этой команды.

Программой машины Тьюринга считаем произвольное (неупорядоченное) множество команд (над выбранной парой конечных алфавитов), левые части которых попарно различны.

Протоколом работы машины Тьюринга называем слово, составленное из всех последовательных комбинаций на ленте, разделённых пробелами.

Машиной Тьюринга называют пару алфавитов и программу над ними.

Заметим, что, как и машина Поста, машина Тьюринга относится к числу ленточных автоматов.

Скачок в теории алгоритмов был сделан ещё во время Второй мировой войны великим американским математиком Джоном фон Нейманом (John (Janos) von Neumann: 1903–1957). Им была

---

* Их называют *бланками*.

создана модель компьютера (компьютер фон Неймана), удовлетворяющая трём принципам:

1. Программа состоит из набора команд, которые выполняются (автоматически) в определённой последовательности друг за другом (= Принцип программного управления).

2. Основная память состоит из перенумерованных ячеек; при этом процессору в любой момент доступна каждая ячейка (= принцип адресности).

3. Программы и данные хранятся в одной и той же памяти, и над командами можно выполнять те же действия, как и над данными (= принцип однородности памяти).

Таким образом, компьютер фон Неймана имеет как минимум три элемента:

а) центральный процессор, выполняющий команды программы;

б) оперативную память, в которой хранится программа и обрабатываемые ею данные;

в) информационную магистраль, по которой происходит обмен информацией между центральным процессором и оперативной памятью.

Напомним, что главное отличие ленточных автоматов (включая машины Поста и Тьюринга) от других компьютеров проявляется в определении сложности алгоритма. Для подавляющего числа алгоритмических проблем ленточные автоматы дают завышенные оценки сложности по сравнению с машинами с произвольным доступом к памяти, созданными на основе компьютера фон Неймана.

Прежде чем перейти к другим вычислительным моделям (нормальным алгорифмам А.А. Маркова и частичнорекурсивным функциям), напомним некоторые этапы жизни К. Гёделя, Э. Поста, А. Тьюринга и Дж. фон Неймана.

На их жизнь и творчество в огромной степени повлияли катаклизмы XX в., и, прежде всего, появление фашистской идеологии с её нетерпимостью к неарийцам.

К. Гёдель

Начнём с Курта Гёделя (Kurt Gödel: 1906–1978), чьи теоремы о неполноте (1931)[*] оказали огромное влияние на других членов четвёрки.

Родившись в Австро-Венгрии в городе Брюни (ныне Брно – Чехия), побывав гражданином Чехословакии, затем Австрии, а с поглощением Германией в 1936 г. Австрии, – гражданином Германии, Курт Гёдель в 1940 г. бежит через СССР в США. Там он работает в Институте Перспективных Исследований в Принстоне (штат Нью-Джерси) до самой смерти от истощения (в силу психического заболевания) [51].

Теперь несколько слов о родившемся в 1897 г. в Российской Империи в Августове (теперь Польша) Эмиле Посте. Его отец в том же 1897 г. уезжает (с братом) на заработки в США, отсылая деньги жене на троих детей. В 1904 г. семья соединилась в Нью-

---

[*] Сформулируем «пунктиром» только одну из них: «Любая эффективно аксиоматизируемая теория (т.е. теория, в которой есть возможность алгоритмически решить, является ли данное утверждение аксиомой) в достаточно богатом языке, т.е. языке, в котором можно определить понятие натурального числа и операций сложения и умножения, является либо неполной, либо противоречивой». Неполнота, напомним, означает наличие высказываний, которые нельзя ни доказать, ни опровергнуть, исходя из аксиом этой теории, а противоречивость – это возможность доказать любое высказывание, как истинное, так и ложное.

Йорке в Гарлеме. С детства Эмиль интересовался астрономией – позже математикой. В 1917 г. он получил степень бакалавра по математике в Городском колледже (City College) Нью-Йорка. В 1917–1920 гг. Э. Пост учится в аспирантуре Колумбийского университета; в 1920–1921 гг. – стажёр Принстонского университета. А уже в 1923 г. Эмиль Пост в сообщении, сделанном на ежегодном съезде Американского матобщества (AMS), обобщил понятие дифференцируемости, опубликованном в 1930 г. [109].

С 1932 г. и до конца жизни (1954 г.) Э. Пост преподаёт в Городском колледже. Основные работы Э. Поста (кроме создания ленточного автомата) связаны с математической логикой [50]. (О значении этих работ Э. Поста для представления знаний в системах искусственного интеллекта будет сказано в главе III § 13.)

* * *

В 1954 г. обрывается жизнь[*] самого молодого из четырех упомянутых выше математиков. Алан Тьюринг родился в 1912 г. в Лондоне, куда семья возвратилась из Индии, где его отец был служащим администрации[**]. В 6 лет Алана отдают в школу Св. Михаила в Лондоне, позже он учится в Тринити Колледже (Кэмбридж) и Королевском Колледже (King’s College); в 1935 г. он за-

А. Тьюринг

---

[*] А. Тьюринг принял яд после двухлетней травли, связанной с его гомосексуальностью.

[**] British Civil Service.

канчивает учёбу в Кэмбриджском университете. В 1936 г. А. Тьюринг публикует свою версию ленточного автомата.

Во время Второй мировой войны А. Тьюринг участвует в работах по дешифровке немецких радиодонесений (раскрытию секретов “Enigma”) (см. выше). Работая над созданием программ для вычислительных машин, А. Тьюринг в 1949 г. строит первую шахматную программу; А. Тьюринг чётко ставит и активно изучает проблему NP-сложности, не решённую до настоящего времени [52], [53].

* * *

Д. фон Нейман

Родившийся, как и Курт Гёдель, в Австро-Венгрии (Будапешт) Джон фон Нейман (John von Neumann: 1903–1957) был одним из величайших математиков XX в. Д. фон Нейман был старшим сыном известного еврейского банкира, получившего титул барона при Императоре (1848–1916) Франце Иосифе I (1830–1916). Венгерское имя Янош трансформировалось при переезде в США в 1933 г. в Джон. В 17 лет отец, желавший видеть сына продолжателем своего банкирского дела, соглашается с выбором сына в качестве основной специальности химии, как компромисс между увлечением сына математикой и необходимостью изучать финансы. В 18 лет Нейман покидает Венгрию и становится студентом Берлинского университета (1921–1923), позже он продолжил учёбу в Цюрихе в Технологическом институте (1923–1925). В 1926 г. он получает два диплома: инженера-химика в

Цюрихе и диплом доктора[*] наук (по математике) за диссертацию по теории множеств.

В том же 1926 г. фон Нейман был, как он позже вспоминал, «раздавлен» опубликованным парадоксом Банаха-Тарского[**] о том, что трёхмерный шар евклидова пространства равносоставлен (из конечного числа кусков) двум своим копиям (см. [39] – [40]).

И в доказательстве парадокса Банаха-Тарского и в доказательстве теоремы Хаусдорфа[***] особую роль играет следующая схема:

1. Ищется специальное разбиение некоторой группы Г с двумя образующими на три подмножества.

2. Строится свободное изометрическое действие этой группы на заданное множество (это шар в парадоксе Банаха-Тарского и $\overset{0}{S}{}^2$ – в теореме Ф. Хаусдорфа).

3. Используется разбиение Г и аксиома выбора, чтобы произвести нужное разбиение шара (соответственно сферы) [41].

В 1929[****] г. размышления фон Неймана над этим парадоксом привели его к понятию *аменабельной дискретной груп-*

---

[*] Соответствует степени кандидата наук в России.

[**] Парадокс Банаха-Тарского и теорема Ф. Хаусдорфа доказываются фактически одинаково. В парадоксе Банаха-Тарского это сделано с помощью сдвига.

[***] В 1914 г Ф. Хаусдорф доказал теорему о том, что двумерная сфера S^2 с проколотым счётным множеством T (т.е. $\overset{0}{S}{}^2 = S^2 \setminus T$) может быть представлена в виде: $\overset{0}{S}{}^2 = A \cup B \cup C$, где $A \cap B = \varnothing, A \cap C = \varnothing, B \cap C = \varnothing$ и при этом А, В, С конгруентны друг другу и конгруентны В и С.

[****] В 1939 г. аменабельные топологические группы стал рассматривать Н.Н. Боголюбов.

пы[*], значение которой для развития теории алгоритмов постоянно возрастает.

С 1927 г. фон Нейман начинает преподавать математику в германских университетах: в 1927–1929 – в Берлинском, в 1929–1930 в Гамбурге. Усиление влияния нацистов в Германии вынуждает фон Неймана принять решение об эмиграции в США. С 1933 г. он преподаёт математическую физику в Принстонском университете. Принятию в столь престижный университет способствовала вышедшая в 1932 г. книга Д. фон Неймана о математических основах квантовой механики и плодотворное использование в её изложении математической логики [42].

Ещё работая в Берлинском университете, фон Нейман сделал попытку математической формализации теории конфликтов, названных им деликатно «общественными играми» (см. [38]).

Развитие этой работы привело через 16 лет (в 1944 г.) к появлению основополагающего труда (совместно с Оскаром Моргенштерном (Oskar Morgenstern: 1902–1977) «Теория игр и экономическое поведение», оказавшего огромное влияние на развитие социологии, экономики и военного дела ([43]).

В 1933 г. Д. фон Нейман избирается профессором Института прикладных исследований в Принстоне и работает там до своей кончины в 1957 г. В 1943–1955 гг. он одновременно является консультантом Научно-исследовательской лаборатории в Лос-Аламосе, занимавшейся «атомным» проектом. Для решения вычислительных задач, возникавших в рамках этого проекта, Д. фон Нейман и предлагает свою концепцию вычислительной машины.

---

[*] Аменабельная группа есть группа, на которой есть ненулевая мера, принимающая конечные значения на всех подмножествах и инвариантная относительно (правого) действия группы на себя.

В 1952 г. под его руководством заканчивается строительство компьютера в Принстоне, реализующего его идеи (см. выше гл. I, а также [54]).

§ 9. Вычислительные модели Маркова и Клини

В 1949 г. сын знаменитого российского математика А.А. Маркова (1856–1922) Андрей Андреевич Марков (младший) (1903–1979) создал свою вычислительную модель, столь же наглядную, как и ленточные автоматы Поста и Тьюринга, но использующую меньшее число команд (см. [44], [46]).

Напомним, что в этой модели в качестве структуры данных выступает список символов, т.е. последовательность ячеек переменной конечной, но неограниченной длины, в которые помещаются символы конечного алфавита. Иными словами, состояние конечной модели описывается на каждом шаге словом над некоторым алфавитом. При этом программа нормального алгоритма представляет собой упорядоченный список команд, каждая из которых имеет один из двух форматов:

$A \to B$ (замена в текущем слове подслова* А на слово В)

$A \to| B$ (замена в текущем слове подслова А на слово В и окончание выполнения программы).

Команда в модели Маркова считается применимой к данному слову, если её левая часть является подсловом этого слова.

---

* Слово «с» является подсловом слова «в», если «в» представимо в виде $b = lar$, где l и r некоторые, возможно, пустые слова. (Пустое слово будем обозначать через Λ).

Результатом применения команды к слову становится новое слово, отличающееся от исходного тем, что первое слева вхождение подслова А заменено словом В.

Очередной шаг в модели Маркова заключается в том, чтобы в списке команд найти первую, применимую к текущему слову. При этом использовать её и остановиться в случае команды второго формата и приступить к выполнению следующего шага в случае команды первого формата. В качестве правой или левой части команды может выступать и пустое слово Λ. Первое его вхождение в текущее слово определено как место перед крайним левым символом.

А.А. Марков

Например, пусть дан алфавит $\{a,b\}$ и пусть задан алгорифм Маркова над этим алфавитом формата: $a \to b$. Этот алгорифм меняет первую слева букву «а» обрабатываемого слова на букву «в», пока команда не перестанет быть применимой, т.е. алгорифм заменяет все буквы «а» исходного слова на буквы «в» [46].

Что же послужило толчком к появлению нормального алгорифма Маркова? Это связано прежде всего с развитием конструктивной математики, берущей своё начало в трудах Лейтзен Эгберта Яна Брауэра (Luitzen Egbert Jan Brouwer Luitzen Egbert Jan: 1881–1966)* и Германа Вейля (Hermann Weyl: 1885–1955) [47]. Их критические тезисы об имевших хождение в тот

---

* Brouwer L. E. J. Intuitionisme en formalisme. – Amsterdam, 1912.

период теоремах существования не «предъявлявших» конкретного объекта, фактически были направлены против «жонглирования» понятием актуального бесконечности. Они выступили инициаторами создания математики (прежде всего математического анализа), в котором в качестве объектов изучения фигурируют лишь конструктивно определяемые объекты. (Такое направление в математике было названо интуиционизмом) (см. [47], [48], [55]).

К сожалению, достаточно длительно неприятие большинством математического сообщества этих идей, ограничивающих, по мнению многих математиков, математический инструментарий, привело к определённым трудностям в изучении основ самой математики.

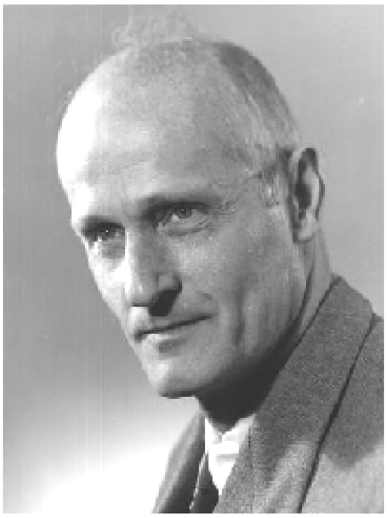
А.А. Марков высказал в 40-х годах мысль о том, «что различные идеализации, фактически применяемые в современной математике, далеко не одинаковы с точки зрения возможности содержательного истолкования математических теорем, в основе которых лежат эти идеализации». В настоящее время имеется реальная возможность осуществлять пересмотр основ анализа. Она обеспечивается разработанностью теорий, связанных с точным определением таких понятий, как «вычислимая арифметическая функция» и «алгорифм» [46, с. 315–316].

В этой связи следует сказать, нормальный алгорифм Маркова позволяет строить по заданным алгорифмам новые алгорифмы, обладающие заданными свойствами[*].

---

[*] А.А. Марков был разносторонним математиком. Основные труды у него были по топологии, топологической алгебре, теории динамических систем, конструктивной математике и теории алгоритмов (= алгорифмов). (Биография А.А. Маркова дана в § 10).

В приведённой выше цитате А.А. Маркова упомянута «вычислимая арифметическая функция». Ясность в её определении и значение для теории алгоритмов внесла работа 1945 г. Стивена Коула Клини (Stephen Cole Kleene: 1909–1994) «Об истолковании интуиционистской теории чисел»[*].



С.К. Клини

К Клини мы ещё вернёмся. А сейчас заметим только, что А.А. Маркова не удовлетворяло и понятие мощности бесконечных множеств, когда часть может быть равномощна целому множеству.

По этому поводу отметим, что обойти трудности актуальной бесконечности математики попытались с помощью нестандартного анализа (подробнее см. [3], [49]). Но пока в этой области реальные новые результаты[**] ещё сравнительно скромны.

Я.Д. Сергеев

Другой подход возник совсем недавно (на рубеже XX и XXI вв.) и связан он с работами нижегородского математика Ярослава Дмитрииевича Сергеева (р. в 1963 г.). Он придумал арифметику, объединяющую конечные и бесконечные числа[***]. В основе этой арифметики лежит понятие гросс-

---

[*] Kleene S.C On the interpretation of intuitionistic number thory // J. Symb. Logic/ 10 (1945). – P. 109–124.

[**] Ловягин Ю.Н. Гиперрациональные числа как основа математического анализа // Вестник Сыктывкарского ун-та. Сер. 1. Вып. 7 (2007). С. 17–34.

[***] Не путать с порядковыми числами.

единицы (gressone). Гросс-единица – это бесконечное число, обозначаемое через Φ, равное по определению количеству элементов в $\mathbb{N}$ – множестве натуральных чисел, т.е. $\mathbb{N}=\left\{1,2,3,....,\Phi-1,\Phi\right\}$, а Φ – самое большое натуральное число.

Это число выбирается в качестве основания новой системы счисления. Множество конечных и бесконечных чисел можно раскрыть как

$$\hat{\mathbb{N}}=\left\{1,2,3,....,\Phi-1,\Phi,\Phi+1,...,\Phi^2-1,\Phi^2,\Phi^2+1,...\right\}.$$

Отметим, что множество всех чётных положительных чисел содержит $\Phi/2$ чисел.

Через $1/\Phi$ обозначают простейшее по записи бесконечно малое число.

Важным постулатом для арифметики Сергеева является следующий:

любой процесс суммирования содержит не более Φ шагов[*].

Вернёмся теперь вновь в 1936 г. Кроме работ Поста и Тьюринга о ленточных автоматах, о которых шла речь выше, в этот год появились две работы С.К. Клини «Общие рекурсивные функции натуральных чисел» [56] и «Определяемость и рекурсивность»[**].

В этих работах Клини уже практически отвечает Э. Посту, который написал в своей работе «Финитные комбинаторные процессы» [30]: «Автор ожидает, что его формулировка (т.е. вычис-

---

[*] Sergeyev Ya.D. Arithmetic of infinity. – Edizioni Orizzonti Meridionali, CS. 2003. – 112 pp.

[**] Kleene S.K. Definability and recusiveness // Duke Math. J. v.2 (1936). – P. 340–353.

лимости по Посту) окажется логически эквивалентной рекурсивности в смысле Гёделя-Чёрча».

Напомним, что три следующие функции называют *простейшими.* Число в верхнем индексе будет означать количество переменных. Сами функции – это функции нескольких натуральных переменных со значениями из множества

$$\mathbb{N}_0 = \mathbb{N} \cup \{0\}.$$

Итак:

1) $0^{(1)}(x) = 0$ – обнуление;

2) $s^{(1)}(x) = x + 1$ – инкремент;

3) $I_n^{(m)}(x_1, \ldots, x_n, \ldots, x_m) = x_n, (1 \le n \le m)$ – выбор (или проекция).

Функцию называют *частично рекурсивной*, если она получается из простейших с помощью применения конечного числа трёх операций: суперпозиции, примитивной рекурсии и минимизации. Оператор ввода:

$$\left(g^{(n)}(x_1, \ldots, x_n), h^{(n+2)}(x_1, \ldots, x_{n+2}) \right) \xrightarrow{p} f^{(n+1)}(x_1, \ldots, x_{n+1})$$

$$f^{(n+1)}(x_1, \ldots, x_n, 0) = g^{(n)}(x_1, \ldots, x_n)$$

$$f^{(n+1)}(x_1, \ldots, x_n, y+1) = h^{(n+2)}\left(x_1, \ldots, x_n, y, f^{(n+1)}(x_1, \ldots, x_n, y) \right)$$

Будем называть оператором примитивной рекурсии.

Функцию называют *общерекурсивной*, если она частично рекурсивна и всюду определена.

Наконец, *примитивно рекурсивными* называют функции, получаемые из простейших с помощью конечного числа применений операторов суперпозиции и примитивной рекурсии.

Ружа Петер

Впервые общерекурсивная функция, не являющаяся примитивно рекурсивной, была построена учеником Д. Гильберта Вильгельмом Аккерманом (Wilhelm Ackermann: 1896–1962) в бытность его ещё студентом, но доказательство того, что она не будет примитивно рекурсивной, им дано только в 1928 г. Широко распространённое в информатике видоизменение функции Аккермана, зависящей уже только от двух аргументов, принадлежит Руже Петер (Политцер) (Rózsa Péter: 1905–1977) и Рафаэлю Робинсону (Raphael Mitchel Robinson: 1911–1995) (см. [45, с. 5]). Функция двух переменных Аккермана-Петер имеет следующий вид:

$$A(m,n)=\begin{cases} n+1, & \text{при } m=0, n\geq 0; \\ A(m-1,1), & \text{при } m>0, n=0; \\ A\Big(m-1, A(m,n-1)\Big), & \text{при } m\geq 1, n\geq 1 \end{cases}$$

$$\Big(m,n\in\mathbb{N}_0=\mathbb{N}\cup\{0\}\Big)$$

Поскольку вычислительная модель Клини, т.е. теория частично рекурсивных функций, не похожа на вычислительную модель, то напомним, что структурой данных этой модели служит список конечных подмножеств множества натуральных чисел, предполагая, что список имеет конечную, но, вообще говоря, неограниченную длину, а командой называют один из трёх операторов (суперпозиции, примитивной рекурсии и минимизации), применённых к списку частично-рекурсивных функций.

Отметим, что А.А. Марков дополнил существенно теорему С.К. Клини о представлении частично рекурсивных функций через примитивно рекурсивные, – точнее им дана полная характеризация примитивно рекурсивных функций, допустимых в качестве внешней функции в формуле С.К. Клини[*] (см. [55]).

А теперь несколько слов о творцах теории рекуррентных функций: С.С. Клини, В. Аккермане, Р. Петер и Р. Робинсон, а также о научном руководителе С.К. Клини – профессоре Алонзо Чёрче (Alonzo Church: 1903 – 1995).

* * *

А. Чёрч родился в Вашингтоне в семье судьи. Степень бакалавра получил в Принстонском университете в 1924 г. Степень Ph. D. там же – в 1927 г. Затем один год преподавал в Университете Чикаго. Позже по одному году был на стажировке в Университетах Гарварда, Гёттингена и Амстердама. Начиная с 1929 г. Чёрч преподаёт в университете Принстона (до 1967 г.), а затем в Калифорнийском университете в Лос-Анджелесе (до 1990 г.). После статьи 1936 г. [32], в которой были продемонстрированы алгоритмически неразрешимые задачи, Чёрч построил теорию λ-исчисления, которое имело свойства, одинаковые с машиной Тьюринга[**].

---

[*] Kleene S. On the forms of the predicates in the theory of constructive ordinals // Amer. J. Math. – V. 66 (1944). (См. также [57])

[**] Enderton H.B. In memorian: Alonzo Church // The Bull. of Symbol. Logic. – Vol. 1. – No 4 (Dec. 1995). – Pp. 486–488.

* * *

Стивен Коул Клини (Stephen Cole Kleene: 1909–1994) родился и жил в США. В 1930 г. он получил степень бакалавра в Амхерст Колледже, а степень Ph. D. в 1934 г. в Принстонском университете, где его научным руководителем был Алонзо Чёрч.

С 1935 г. С.К. Клини был связан с университетом Висконсин-Мэдисон. В 1939–1941 гг. он был на стажировке в Принстонском Институте Перспективных исследований. Когда США стали участвовать во Второй мировой войне (1941–1945 гг.), С.К. Клини служил в Военно-морском флоте США в качестве инструктора по навигации. В 1961 г. С.К. Клини избирается президентом Международного Союза Историков и философов Науки [58]. Наиболее знаменита его книга «Введение в метаматематику».

* * *

В. Аккерман

Вильгельм Аккерман (Wilhelm Ackermann: 1896–1962) – немецкий математик. Он поступил в университет в Гёттингене в 1914 г., продолжил там же учёбу после Первой мировой войны. В 1925 г. под руководством Д. Гильберта он защищает диссертацию и получает степень Ph. D. В течение четырёх лет (с перерывом на поездку в Кэмбридж на полгода как Рокфеллеровский стипендиат), В. Аккерман исполняет обязанности секретаря Д. Гильберта. С 1929 по 1948 гг. и с 1949 по 1961 гг. В. Аккерман работает учителем в гимназии Арнольдинум (Arnoldinum) в Бургштайнфурте и затем в Люденшайде*. В 1957 г. выходит его знаменитая книга: «Философские замечания относительно математической логики и исследований оснований математики», сразу переведённая и на английский язык [59]. За работы по теории множеств и основаниям логики В. Аккерман был избран почётным профессором университета в Мюнстере.

* * *

Ружа Петер (Rózsa Péter в девичестве Politzer) (1905–1977), поступив в Университет Эствос Лоранд, намеревалась изучать химию, но начав слушать лекции всемирно известного математика Липота Фейера (Lipót Feier: 1880–1959), заинтересовалась математикой. Другой математик Лашло Кальмар (László Kalmar: 1905–1976) впервые обратил её внимание на рекурсивные функции. В 1932 г. на IX Математическом Конгрессе в Цюрихе была представлена её работа, в которой исследователь впервые предложила выделить изучение рекурсивных функций в отдельное направление. В 1935 г. Ружа Петер получает степень Ph. D., и её приглашают в журнал «Symbolic Logic» редактором. Во время Второй мировой войны она была в Будапештском гетто, чудом выжила. После войны Ружа Петер преподаёт в педагогическом колледже, а затем с 1955 г. она уже профессор университета, в котором когда-то училась. В 1951 г. выходит её монография «Рекурсивные функции», а в 1976 г. – знаменитая книга «Recursive Functions in Computer Theory». Именно выход этой книги спо-

---

* Remus D. Professor Wilhelm Ackerman, Lehrer am Arnoldinum und Forscher in der Mathematik // 400 Jahre Arnoldinum 1588 – 1988. Festschrift. – Greven, 1988. – s. 211 – 219.

собствовал использованию функции Акермана-Петер для графического изображения всевозможных поверхностей, использующихся в строительстве, навигации и в военном деле.

* * *

Другим видоизменением оригинальной функции Аккермана занялся Рафаэль Митчелл Робинсон (Raphael Mitchel Robinson: 1911–1995). Он родился в Калифорнии. В 1932 г. получил степень бакалавра, а в 1935 г. – Ph. D. Обе степени – по математике в Университете Беркли. Вскоре после 1942 г. начинается его интенсивная работа над теорией «существенной неразрешимости» А. Тарского (в 1939 г. Тарский переезжает из Польши в США), завершившаяся изданием в 1953 г. совместного труда «Неразрешимые теории»[*]. (В 1941 г. Р.М. Робинсон женится на своей бывшей студентке Джулии Баумэн (Julia (Bowman) Robinson: 1919–1985), ставшей самой известной женщиной-математиком второй половины XX в., первой женщиной-президентом Американского Математического общества.) Отметим ещё его работы (1952 г.) по компьютерному изучению чисел Мерсенна, т.е. простых чисел вида $M_n = 2^n - 1$. Проблема существования бесконечного множества чисел Мерсенна до сих пор *не решена*[**].

ДжулияРобинсон

---

[*] Tarski A., Mostowski A., Robinson R.M. Undecidable theories. – Amsterdam: North Holland, 1953.

[**] Henkin L. In memoriam: Raphael Mitchell Robinson // Bull. Symbol. Logic 1 (1995). – Pp. 340–343.

Упражнения 9.1.

Составить протоколы Алгорифмов Маркова для следующих задач:

1\.

$ca \to aec$
$cb \to bc$
$c \to d$
$ea \to ae$
$eb \to be$
$ed \to da$
$d \to| \Lambda$
$\Lambda \to c$

2\.

$ca \to abc$
$cb \to bc$
$c \to| \Lambda$
$\Lambda \to c$

3\.

$ga \to ag$
$gb \to bg$
$g \to d$
$ea \to ae$
$eb \to be$
$fa \to af$
$fb \to bf$
$ed \to da$
$fe \to db$
$ca \to ce$
$cb \to cf$
$cd \to| \Lambda$
$\Lambda \to cg$

§ 10. Проблемы разрешимости и перечислимости

Вернёмся теперь к проблеме алгоритмической разрешимости. Поскольку каждому алгоритму решения некоторой задачи соответствует некоторое частичное отображение одного счётного множества в другое, а большинству таких отображений может соответствовать по нескольку алгоритмов, решающих ту же задачу, то такую задачу будем именовать *алгоритмически разрешимой массовой проблемой*, а алгоритмы, соответствующие порождённому ею частичному отображению, – алгоритмами решения массовой проблемы.

Пусть P_M – произвольный предикат, заданный на более чем счётном множестве M_o. Этому предикату P_M соответствует частичное отображение $f_M : M_0 \overset{..}{\to} \{0,1\}$[*]. Прообраз $M = f_M^{-1}(1) = \{m \in M_0 : f_M(m) = 1\}$ – множество истинности предиката. Предикат P_M и соответствующее множество M_o называют *перечислимыми*, если функция f_M вычислима, т.е. что существует алгоритм, который для любого набора значений m переменных, принадлежащего области определения предиката, за конечное число шагов определяет истинное или ложное значение предиката, или, что равносильно, что перечислимое множество M может алгоритмически генерироваться, (т.е. что существует вычислимая генерирующая последовательность $g : \mathbb{N}_0 \overset{..}{\to} M_0$, такая что $g(\mathbb{N}_0) = M$.

---

[*] Знак $\overset{..}{\to}$ означает отображение «в», при этом область D задания f_M может быть частью некоторого универсального множества H_0, которое замкнуто относительно операций объединения, пересечения и дополнения подмножеств из M_0. Например, функция $f(x) = 1/x$, при $x > 0$. Тогда в качестве M_0 возьмём [0,1].

Перечислимое множество М (перечислимый предикат P_M) называют *разрешимым*, если область определения соответствующей ему вычислимой функции $f_M : M_0 \overset{\cdot\cdot}{\rightarrow} \{0,1\}$ совпадает с универсальным множеством для $f_M : M_0 \rightarrow \{0,1\}$.

Существуют перечислимые множества, но не разрешимые. Действительно, пусть p – вычислимая функция, не имеющая всюду определённого вычислимого продолжения. Тогда её область определения D и будет неразрешимым множеством[*].

Более того, имеет место строгое утверждение: подмножество $M \subset N$ перечислимо тогда и только тогда, когда для него можно построить разрешимое множество $P \subset \mathbb{N}_0^2$ так, что

$$x \in M \Rightarrow \underset{y \in \mathbb{N}_0}{\exists} : (x, y) \in P.$$

Иными словами, множество перечислимо тогда и только тогда, когда оно является проекцией разрешимого множества.

Впервые применил полученный результат к разделу математической логики (теория доказательств) в 1943 г. Эмиль Пост[**]. Его результат гласит: *множество всех выводимых в явно заданной формальной аксиоматической теории формул перечислимо*.

Предположим теперь, что задано порождающее множество (алфавит) и конечное число определяющих соотношений. Рассмотрим следующую массовую проблему $\wp$: являются ли рав-

---

[*] Если бы это было не так, то функция $v(x) = \begin{cases} p(x), x \in D \\ 0, \quad x \notin D \end{cases}$ была бы вычислимой всюду её продолжением, а это неверно.

[**] Post E.L. Formal Reductions of the General Combinaterial Decision Problem // Amer. J. of Math., 66 (1943). – P. 197-215.

номерными два данных слова над исходным алфавитом при заданных определяющих соотношениях?

В 1947 г. А.А. Марков и Э. Пост опубликовали независимо друг от друга следующий результат[*]: Для решения проблемы с произвольным набором определяющих соотношений алгоритма не существует, и более того, для некоторых полугрупп с заданной системой определяющих соотношений нет алгоритма распознающего равенство слов[**].

В 1956 г. Григорий Самуилович Цейтин (р. 1936 г.) привёл простой пример[***] такой полугруппы с 5 образующими $\{a,b,c,d,e\}$ и 7 определяющими соотношениями:

$ac=ca;\ \ ad=da;\ \ bc=cb;\ \ bd=db;$

$abac=abacc;\ \ cca=ac;\ \ adb=bc.$ (см. также [45], с. 83)

Заметим, что ещё в 1950 г. А.М. Тьюринг построил полугрупповое исчисление с сокращениями, для которого неразрешима проблема распознавания эквивалентности слов. В 1952 г. П.С. Новиков, основываясь на этой работе А.М. Тьюринга, построил конечно-определённую группу с неразрешимой проблемой распознавания эквивалентности слов [64].

В 1958 г. А.А. Марков решил проблему гомеоморфии, т.е. проблему разыскания «алгоритма», распознающего для любых данных полиэдров, гомеоморфны ли они.

При этом полиэдры задаются комбинаторно их триангуляциями. Решение было отрицательным, т.е. проблема гомеомор-

---

[*] Post E.L. Recursive unsolvability of problem of Thue // Journ. Symb. Logic. 12 (1947). – P. 1-11.

[**] Марков А.А. Невозможность некоторых алгоритмов в теории ассоциативных систем // ДАН СССР. Т. 55, (1947). С. 587-590.

[***] Цейтин Г.С. Ассоциативное исчисление с неразрешимой проблемой эквивалентности // ДАН СССР. Т. 107. №3 (1956). С. 370-371.

фии неразрешима[*]. При этом А.А. Марков ограничился полиэдрами специального вида: а именно, n-мерными многообразиями, где $n \geq 4$. В качестве базового было взято четырёхмерное многообразие с заданной фундаментальной группой, строящееся аналогично построению из книги Г. Зейферта и В. Трельфалль[**]. Далее использовался результат С.П. Адяна (1955 г.)[***] об алгебраической неразрешимости проблем распознавания некоторых свойств групп.

Отметим, что для трёхмерных многообразий проблема разрешимости не решена даже с учетом доказательства гипотезы Торстена (Thorsten Ekedahl: 1955) классификации трёхмерных многообразий, данного Г.Я. Перельманом в 2003 г. (Для $n=2$ проблема гомеоморфии для многообразий разрешима.)

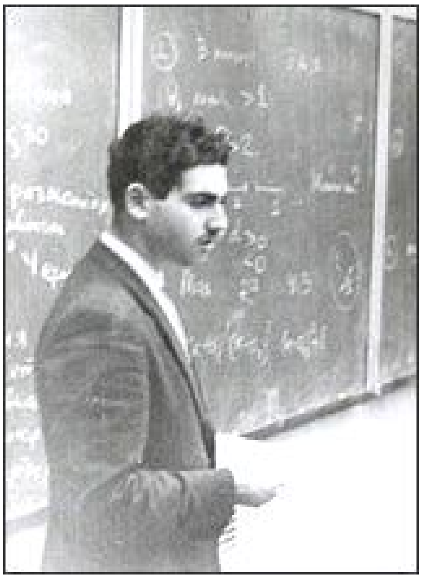
Григорий Яковлевич Перельман (р. 1966) закончил в 1983 г. знаменитую физико-математическую школу № 239 (в Ленинграде), затем учился на математико-механическом факультете ЛГУ и в аспирантуре при Ленинградском отделении Математического института (сокращённо ЛОМИ) им. В.А. Стеклова АН СССР (с 1992 г. – ПОМИ), где и работал после защиты кандидатской диссертации. В конце 80-х годов уехал на 6 лет в США, там он был на должностях профессора-исследователя в разных университетах, включая институт Куранта (R. Courant Institute) Нью-Йоркского университета и университет Беркли (University of California, Berkeley).

---

[*] Марков А.А. Неразрешимость проблемы гомеоморфии // ДАН СССР. Т. 121. №2 (1958). С. 218-220.

[**] Зейферт Г., Трельфалль В. Топология. – М.; Л.: 1938.

[***] Адян С.И. Алгоритмическая неразрешимость проблем распознавания некоторых свойств групп // ДАН СССР. Т. 103. №4 (1955). С. 533.



Г.Я.Перельман

В 1995 г. Г.Я. Перельман вернулся в Санкт-Петербург в ПОМИ, правда вместо лаборатории геометрии, где он работал до отъезда в США, он стал работать (до 2006 г.) в лаборатории математической физики – и это не случайно. Именно аппарат математической физики, точнее изучение потока Риччи-Гамильтона – нелинейного аналога уравнения теплопроводности, – позволило Г.Я. Перельману в 2002 г. доказать гипотезу Торстена о полной классификации компактных трехмерных многообразий, и – как частный случай, – гипотезу Пуанкаре: *всякое односвязное компактное трёхмерное многообразие без края гомеоморфно трехмерной сфере*.

В 2006 г. Г.Я. Перельман был удостоен Филдсовской медали (и премии), а в 2009 г. – премии Клея[*], которые он не принял.

В связи с трёхмерными многообразиями выделим особо **нерешённую**, так называемую, алгоритмическую проблему Пуанкаре. Известно, что каждая трёхмерная поверхность задаётся некоторым дискретным кодом – конечным набором символов. При этом одна и та же поверхность имеет бесконечное число различных кодировок. Алгоритмической проблемой Пуанкаре называют проблему существования алгоритма, определяющего по заданному кодовому слову, задаёт ли оно трёхмерную сферу (подробнее см. [61]).

---

[*] Математический институт и премия были учреждены в 1998 г. бостонским бизнесменом Л.Т. Клеем (Clay Landon T.) и его женой Лавинией Д. Клей (Lavinia D. Clay).

Прежде чем остановиться на X-й проблеме Гильберта, следует коснуться биографии упомянутых выше А.А. Маркова (1903–1979 гг.), П.С. Новикова (1901–1975 гг.) и Г.С. Цейтина (р. в 1936 г.).

* * *

Как было уже сказано в начале § 9, Андрей Андреевич Марков (мл.) родился в семье выдающегося русского математика А.А. Маркова (1856-1922 гг.). А.А.Марков (мл.) до 1953 г. жил и работал в Санкт-Петербурге – Петрограде – Ленинграде, за исключением двух лет (1942-1944 гг.), когда его эвакуировали из блокадного города. В 1919-1924 гг. он учился в Петроградском университете (окончил в 1924 г.), затем в аспирантуре Астрономического института. В 1935 г. ему без защиты присвоена степень доктора физико-математических наук, за работы по теории динамических систем и работу о конечномерных векторных пространствах[*], а в 1936 г. он становится профессором и заведующим кафедрой геометрии[**] Ленинградского государственного университета. Идеи конструктивизма овладели А.А. Марковым еще в предвоенные годы – он организовал в Ленинграде семинар, где разбирались работы А. Чёрча, С.К. Клини, А.М. Тьюринга и Э. Поста. Поэтому выход в 1954 г. его знаменитой книги «Теория алгорифмов» [46] был подведением итогов размышлений о необходимости «коструктивизирования математики».

В 1953 г. А.А. Марков начинает строить «конструктивный» математический анализ (Не путать с конструктивной теорией

---

[*] Марков А.А. О векторных пространствах конечной размерности // Труды II Всесоюзного математического съезда. – М.; Л.: Изд-во АН СССР. Т. 2 (1934). – С.138–175.

[**] А.А. Марков заведовал кафедрой геометрии с 1936 по 1942 и с 1944 по 1953 гг.

функций (см., например классическую монографию И.П. Натансона 1949 г.)[*]. Конструктивная функция действительного переменного, по Маркову, оказалось не может иметь точек разрыва[**]. Более того, как показал в 1962 г. Г.С. Цейтин, такая функция в любой точке непрерывна, т.е. для неё может быть указан алгоритм, перерабатывающий всякий $\varepsilon > 0$ в соответствующий $\delta > 0$ (по Коши) [63].

С 1953 по 1959 гг. основным местом работы А.А. Маркова становится Математический институт им. Стеклова, а с 1959 до 1979 гг. – кафедра математической логики в МГУ им. М.В. Ломоносова, где он начал осуществление проекта изложения конструктивной математической логики в общем контексте конструктивной математики (см., например, [62]).

Говоря о А.А. Маркове, следует также упомянуть о его роли в развитии отечественной криптографии.

* * *

П.С.Новиков

В 1953 г. членом-корреспондентом АН СССР одновременно с А.А. Марковым стал Пётр Сергеевич Новиков, коренной москвич. Московский университет П.С. Новиков оканчивает в 1925 г., затем учится в аспирантуре (научный руководитель – Н.Н. Лузин (1883–1950)). С 1929 г.

---

[*] Натансон И.П. Конструктивная теория функций. – М.; Л.: ГИТТЛ, 1949. – 688 с.

[**] Марков А.А. Непрерывность конструктивных функций // Сб. материалов научной сессии ЛГУ 1952/1953. Секция математических наук. – Л.: Изд-во ЛГУ, 1952. – С. 22-23.

П.С. Новиков преподает в Химико-технологическом институте им. Д.И. Менделеева. Наконец, с 1934 г. и до конца жизни (1975 г.) П.С. Новиков работает в Математическом институте АН СССР, совмещая с преподаванием в МГПИ им. Ленина.

Разработанный П.С. Новиковым «принцип сравнения индексов»[*] позволил дать решение одной из проблем дескриптивной теории множеств, что в дальнейшем привело к её использованию в теории селекторов и, как следствие, в различных компьютерных технологиях (представление Новикова – Кастэна)[**]. В 1952 г. П.С. Новиков получает доказательство алгоритмической неразрешимости проблемы тождества [64], а тремя годами позже (1955 г.)[***] – алгоритмической неразрешимости проблемы тождества слов в конечно-определённых группах, поставленных еще в 1912 г. М. Дэном (1878-1952). Дальнейшие результаты в этом направлении были получены П.С. Новиковым совместно с его учеником (по МГПИ) будущим академиком РАН Сергеем Ивановичем Адяном (р. 1931) в 1958–1968 гг. [65], включая и решение (в 1968 г.) знаменитой проблемы Бернсайда[****].

---

[*] Novikoff P. Fonctions implieities mesurablies // Fund. Math. Bd 17 (1931). – P. 8–25.

Novikoff P. Sur la separabilite des ensembles projectifs du seconde classe // Fund. Math. Bd 25 (1935). – P. 459–466.

[**] Odyniec W.P. Ślęzak W.A. Wybrane rozdziały analyzy wypukłej. – Bydgoszcz, WSP. (1988). – 249 s.

[***] Новиков П.С. Об алгоритмической неразрешимости проблемы тождества слов в теории групп // Труды МИАН СССР. Изд-во АН СССР. Т. 44, 1955. – С. 3–143.

[****] В 1902 г. Уильям Бернсайд (William Burnside: 1852–1927) в работе, опубликованной в журнале “Quart. J. Pure and Appl. Math” v. 33 (1902). – P. 230–238, поставил вопрос о периодических группах: всегда ли конечна конечно порождённая группа, каждый элемент которой имеет конечный порядок. При этом Бернсайд выделил случай, когда порядки всех элементов группы ограничены в совокупности (т.е. в группе выполняется тождест-

Григорий Самуилович Цейтин (р. 1936 г.) по окончании в 1956 г. математико-механического факультета ЛГУ стал работать в НИММ[*] при этом же факультете, занимаясь проблемами машинного перевода, теорией программирования и создания языка программирования АЛГОЛ (версия 1968 г.) и т. д. Его публикации в 1956 г. (в ДАН СССР), а подробная – в 1958 г. в Трудах МИАН СССР (т. 52, с. 172-189) «Ассоциативное исчисление с неразрешимой проблемой эквивалентности» – стали классическими работами в теории алгоритмов.

Г.С. Цейтин был одним из создателей и основных преподавателей Юношеской Математической Школы при математико-механическом факультете ЛГУ (начало её работы – 1960 г.).

В 1975 г. Г.С. Цейтин защитил докторскую диссертацию. К началу 90-х годов XX в. относится сотрудничество Г.С. Цейтина с фирмой IBM, результатом которого стал переезд в США и работа в этой фирме до 2009 г.

Отметим также, что Г.С. Цейтин является одним из виднейших эсперантистов планеты.

венное соотношение $x^n = 1$ при некотором натуральном n). В работе [65] было дано отрицательное решение проблемы для всех нечётных периодов $n \geq 4381$.

[*] В лаборатории, в которой руководил Г.С. Цейтин, работал и Николай Кириллович Косовский (р. 1945 г.), который установил алгоритмическую неразрешимость универсальной теории кольца двоично рациональных чисел.

Упражнения 10.1.

1. Докажите вычислимость по Тьюрингу следующих функций:

а) $f_1(n)=3n+2$; $n\in\mathbb{N}$;

б) $f_2(n,m)=n^2+2nm$; $n\in\mathbb{N}$;

в) $f_3(n)=2^n$; $n\in\mathbb{N}_0$;

г) $f_4(n,m)=\min(n,m)$; $n\in\mathbb{N}_0$;

д) $f_5(n)=\left\lceil\sqrt{n+1}\right\rceil+\left\lfloor\sqrt{2n-1}\right\rfloor$; $n\in\mathbb{N}$.

2. Показать, что если две функции вычислимы по Маркову, то их композиция вычислима по Маркову.

3. Дан алфавит $\{a,b\}$.

а) Пусть A – подмножество слов, начинающихся с буквы «а». Дайте прямую нумерацию для A и докажите её алгоритмическую вычислимость.

б) Пусть B – множество слов, которые читаются одинаково слева направо и справа налево (множество «палиндромов»). Дайте прямую нумерацию для B и докажите её алгоритмическую вычислимость.

в) Пусть C – множество слов, содержащих не более одной буквы «а». Дайте прямую нумерацию для C и докажите её алгоритмическую вычислимость.

§ 11. X-я проблема Гильберта

Среди проблем алгоритмической разрешимости особое место занимает X проблема Гильберта, сформулированная в докладе на II Международном конгрессе математиков в 1900 г. Суть проблемы: существует или нет алгоритм, определяющий за конечное число шагов наличие у данного многочлена нескольких переменных с целыми коэффициентами ЦЕЛЫХ корней.

Первые подвижки в решении этой проблемы появились в начале 50-х годов XX века и связаны с именем Мартина Дэвиса (Martin Davis: 1928 г.). Ещё в конце 40-х годов М. Дэвис выдвинул гипотезу: *каждое перечислимое множество является диофантовым.*

Под диофантовым множеством понимается некоторое подмножество $A \subset \mathbb{N}^k$ (где $k \in \mathbb{N}$), для которого существует многочлен $P\left(x_1,...,x_k,y_1,...,y_n\right)$ с целыми коэффициентами $y_1,...,y_n$, где $1 \le n \le k^k+1$, такой, что

$$A=\left\{\left(x_1,...,x_k\right): \underset{y_1,...,y\,\in\mathbb{Z}}{\exists} P\left(x_1,...,x_k,y_1,...,y\right)=0\right\}.$$

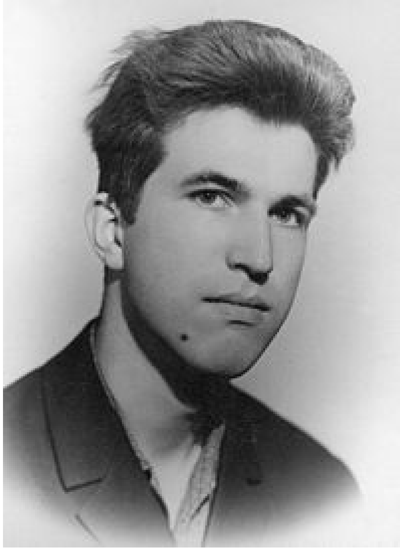
При этом М. Дэвис показал, что любое перечислимое множество M натуральных чисел можно представить в форме:

$$a \in M \Leftrightarrow \exists z : \forall y \le z\ \exists x_1,...,x_k\ \left[D\left(a,x_1,...,x_k\right)=0\right]$$

(Это представление принято называть нормальной формой по Дэвису) [68].

В 1959 г. М. Дэвис и Х. Путнам (Hilary Putham: р. 1926 г.) доказали ослабленную гипотезу Дэвиса (для экспоненциальных диофантовых уравнений), опираясь на недоказанное до сих пор предположение, что существует сколь угодно длинная арифметическая прогрессия, содержащая только простые числа[*].

Ослабленную гипотезу Дэвиса без этого предположения удалось доказать в 1960 г. Джулии Робинсон (Julia Robinson (Bowman): 1919–1985). Подробно этот результат опубликован в 1961 г. в совместной статье Д. Робинсон, М. Дэвиса и Х. Путнам [69].



Ю.В. Матиясевич

Другие ослабления гипотезы Дэвиса были предложены Сергеем Юрьевичем Масловым (1939–1982) в 1967 г. [66] и Анатолием Ивановичем Мальцевым (1909–1967) (в 1966 г. – публикация[**] в 1968 г.).

Наконец в 1970 г. Юрий Владимирович Матиясевич (р. 1947) поставил точку, доказав гипотезу М. Дэвиса [70]. Одновременно им дан отрицательный ответ на вопрос в X-й проблеме Гильберта. Отметим, что научным руководителем Ю.В. Матиясевича был С.Ю. Маслов.

В связи с X-й проблемой Гильберта уместно заметить, что если, вместо требования целых корней полинома, потребовать действительных корней, то, как показал в 1942 г. (публикация 1948 г., [67]) великий польский логик А. Тарский (Alfred Tarski (Tajtelbaum): 1902 – 1983), за конечное число шагов алгоритмиче-

---

[*] Davis M., Putham H., Reductions of Hilbert’s tenth problem // The Journal of Symbolic Logic. – V. 23 № 2 (1958). – p. 183–187.

[**] Мальцев А.И. О некоторых пограничных вопросах алгебры и математической логики // Труды Международного конгресса математиков (Москва 1966) – М.: Мир, 1968 – С. 217–231.

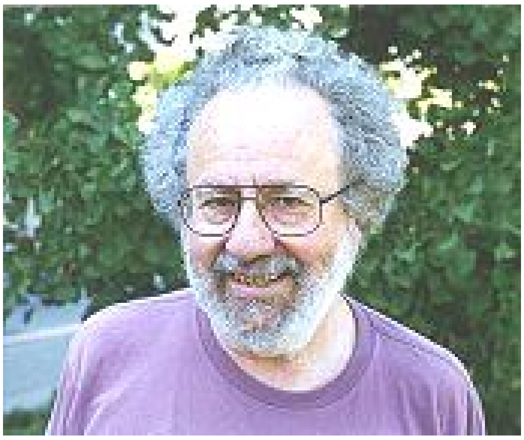
ское решение проблемы наличия таких корней всегда существует.

Что касается алгоритмического решения проблемы в случае требования рациональных корней полинома, то до настоящего времени ответ *неизвестен* (см. также [71]).

Завершим этот параграф краткими биографическими данными главных действующих лиц: М. Дэвиса, Х. Путнам, Джулии Робинсон, А.И. Мальцева, С.Ю. Маслова, Ю.В. Матиясевича, А. Тарского.

* * *

Мартин Дэвис родился в 1928 г. в Нью-Йорке в семье польских евреев, эмигрировавших из Лодзи в США. Учился в Городском колледже в Нью-Йорке. Там одним из его преподавателей оказался Эмиль Пост, что имело для М. Дэвиса решающее значение. Получив в 1948 г. степень бакалавра, М. Дэвис поступает в Принстонский университет, где его научным руководителем становится А. Чёрч[*].



М. Дэвис

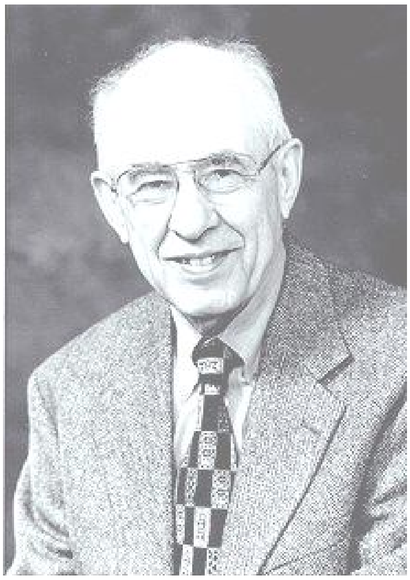
В 1949 г. М. Дэвис получает степень магистра, а год спустя степень Ph. D. Его первым местом работы был университет в Иллинойсе (1950–1952 гг.), затем Принстонский институт Перспективных исследований, где он работал по теме, поддерживаемой Военно-морским

---

[*] Jacson A. Interview with Martin Davis // Notices of the AMS. (September 2007), 55 № 5 (2007) – p. 560 – 571.

флотом США, а позже в разных исследовательских центрах, в том числе и по заказу Агентства Национальной безопасности США. Совместная работа с Хилари Путнам началась в 1956 г. В 1958 г., когда появилась их известная совместная публикация, она спонсировалась Военно-Воздушными силами США.

* * *



Хилари Путнам

В 1926 г. в Чикаго родился Хилари Путнам (Hilari Putnam: 1926), один из творцов современной аналитической философии, включающей и философию математики. Время Великой депрессии семья Путнам провела во Франции, возвратясь в США в 1934 г. (в Филадельфию), где Хилари учился в Центральной средней школе. Здесь он познакомился с Ноамом Хомским (Noam Chomsky: 1928), учившимся в младшем на год классе. В университете в Пенсильвании Путнам получает степень бакалавра (по математике и философии); далее он учится в Гарварде и Калифорнийском университет (Лос-Анжелес), где и получает в 1951 г. учёную степень Ph. D. за диссертацию под названием «Значение понятия вероятность в приложениях к конечным последовательностям».

Позже он преподаёт в Северозападном университете (Эванстон, штат Иллинойс), в Принстоне и в Мичиганском технологическом институте (MIT). В 1976 г. Х. Путнам был выбран Президентом Американского Философского общества. Следует также отметить бескомпромиссную борьбу Х. Путнам с проявлениями антисемитизма, а также борьбу за социальную справедливость[*].

В 1964–1973 гг. Х. Путнам был активнейшим борцом против участия США во вьетнамской войне [72].

* * *

Джулия Баумэн Робинсон родилась в 1919 г. в красивейшем городе штата Миссури – Сент-Луисе. Её мать умерла, когда Джулии было два года. Некоторое время её воспитывает бабушка, жившая в Фениксе (штат Аризона). После вторичной женитьбы отца семья переезжает в Сан-Диего (штат Калифорния). В 1936 г. она оканчивает среднюю школу с медалью (Bausch-Lomb medal) и поступает в Колледж Сан-Диего. Благодаря финансовой поддержке своей тёти[**] Джулия переводится в университет Беркли (University of California ot Barkeley).

Среди преподавателей этого университета она выделяет ассистента Рафаэля М. Робинсона, который помог ей в изучении теории чисел и в 1941 г. она выходит за него замуж. По окончании учёбы в университете она поступает в аспирантуру, и под научным руководством великого польского логика Альфреда Тарского защищает в 1948 г. диссертацию на степень Ph. D. под названием «Определяемость и разрешимость проблем в арифметике». С этого времени Д. Робинсон начинает вплотную заниматься X-й проблемой Гильберта. В 1950 г. ей была предоставлена возможность сообщить о своих результатах на XI Международном

---

[*] Возможно, что в этом сыграло свою роль то, что его отец – Самуэль Путнам – был коммунистом, а мать Рива – еврейкой.

[**] Отец Джулии разорился в результате Великий Депрессии и покончил собой.

Конгрессе математиков, проходившем в Кембридже (штат Массачусетс, США). В 1959 г. М. Дэвис и Х. Путнам шлют Д. Робинсон свою работу по Х-й проблеме Гильберта, а в 1961 г. выходит их (троих) совместная работа, послужившая в 1970 г. фундаментом для окончательного решения Ю.В. Матиясевичем этой проблемы. Кроме Х-й проблемы Гильберта, Д. Робинсон для фирмы RAND corporation занималась задачей игры с нулевой суммой, а для Военно-Морского флота США – задачами гидродинамики. В 1982 г. Д. Робинсон была избрана (на 4 года) Президентом Американского Математического общества. (В истории этого общества женщина впервые была избрана на этот пост.) В 1985 г. Д. Робинсон избирают в Американскую Академию Искусства и Науки [37].

* * *

Как уже было сказано выше, в 1966 г. Анатолий Иванович Мальцев выдвинул свою ослабленную гипотезу Дэвиса. А.И. Мальцев родился в 1909 г. в семье стеклодувов Мишеронского стекольного завода Костериных[*] Владимирской губернии[**]. Окончив среднюю школу в 1927 г., А.И. Мальцев поступает в МГУ на механико-математический факультет. По окончании МГУ в 1931 г. Мальцев преподаёт в Энергетическом институте г. Иваново, а затем там же в Педагогическом институте. В 1934 г. он поступает в аспирантуру МГУ, где его руководителем становится А.Н. Колмогоров.

После защиты кандидатской диссертации в 1937 г. Мальцев возвращается в Педагогический институт. В 1939 г. его направ-

---

[*] После 1917 г. завод получил название «Пионер».

[**] Ныне это Московская губерния.

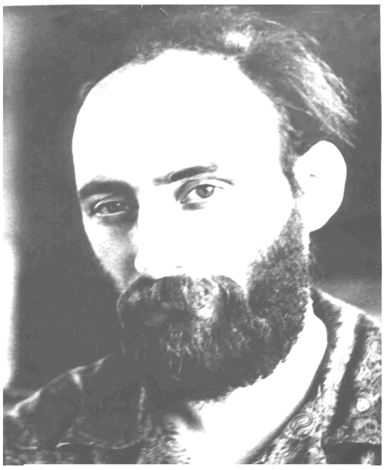
ляют на учёбу в докторантуру в МИАН им. В.А. Стеклова. В 1941 г. он успешно защищает докторскую диссертацию и становится сотрудником МИАНа, одновременно (до 1960 г.) преподает в Педагогическом институте в г. Иваново.

В своих работах он постепенно уходит от чисто алгебраической тематики к теории рекурсивных функций и математической логике. В итоге он становится основным творцом теории классов моделей и алгебраических систем* [74].

В 1958 г. А.И. Мальцев был избран действительным членом АН СССР, а в 1959 г. он переезжает в Новосибирск, где заведует отделом алгебры Института математики СО АН СССР (Подробнее, см. [76]).

* * *

В 1939 г. в Ленинграде в семье филологов родился Сергей Юрьевич Маслов. В 1956 г. он поступил на механико-математический факультет ЛГУ. В 1961 г. принят в аспирантуру по специальности «Математическая логика». В 1970 г. С.Ю. Маслов защищает докторскую диссертацию, которую, правда, утверждают лишь через 2,5 года в 1973 г. Впрочем, докторскую диссертацию ученика С.Ю. Маслова, будущего академика Ю.В. Матиясевича, тоже утверждают больше года.



С.Ю. Маслов

---

* Например, двухосновные алгебраические системы Мальцева – это графы. (Подробнее, см. [75])

С середины 70-х годов С.Ю. Маслов начинает преподавать в Ленинградском финансово-экономическом институте им. Н.А. Вознесенского (ЛФЭИ), вначале на кафедре экономической кибернетики, а позже – высшей математики. В ЛФЭИ С.Ю. Маслов продолжил исследования по ИИ и теории дедуктивных систем. Особо следует сказать о семинаре «Общая теория систем», которым он руководил с 1967 по 1982 гг. Этот семинар, начинавшийся на математико-механическом факультете ЛГУ, а затем переместившийся в квартиру С.Ю. Маслова, стал одним из первых интердисциплинарных семинаров в Ленинграде. На нём обсуждались не только проблемы науки, но и искусства и литературы (включая «самиздат»), не всегда одобряемые тогдашними властями. Эти семинары как глоток «чистого воздуха» в период застоя продолжались вплоть до трагической гибели С.Ю. Маслова[*] [77], [78].

* * *

Ученик С.Ю. Маслова Юрий Владимирович Матиясевич родился в 1947 г. в Ленинграде. Учился в физико-математической школе № 239, а 10-й класс, – 1963/64 учебный год, – в знаменитой Колмогоровской школе-интернате при МГУ. Ю.В. Матиясевич был победителем II и III Всероссийской (1962 и 1963 годов) и VI Международной олимпиады (1964 г.) [79]. В 1964-1969 гг. он учится на математико-механическом факультете ЛГУ. При этом со второго курса его научным руководителем становится Сергей Юрьевич Маслов. Уже на втором курсе Ю.В. Матиясевич получает результаты по логике, опубликованные в Докладах Акаде-

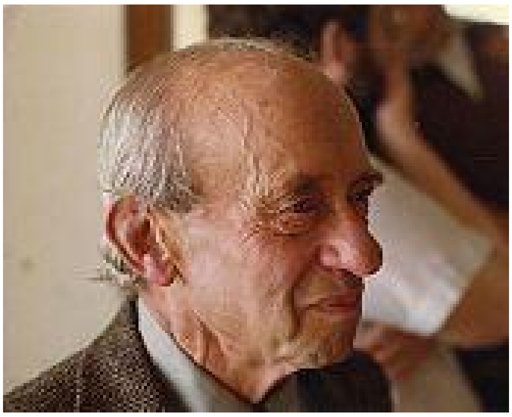
---

[*] С.Ю. Маслов трагически погиб в автокатастрофе в 1982 г.

мии Наук СССР и доложенные на XV Международном Математическом Конгрессе в Москве (1966 г.).

Один год (1969–1970) он учится в аспирантуре ЛОМИ, а в 1970 г. защищает кандидатскую диссертацию. В том же году Ю.В. Матиясевич завершает решение X-й проблемы Гильберта[*]. С 1970 г. он работает в ЛОМИ. В 1972 г. им была защищена докторская диссертация, посвящённая проблеме разрешимости. В последние годы Ю.В. Матиясевич занимается, кроме задач логики, и задачами дискретной математики, в частности гипотезой четырёх красок. В 2008 г. его избирают действительным членом РАН, а в январе 2009 г. – Президентом Санкт-Петербургского математического общества.

* * *


А. Тарски

Альфред Тарски (Alfred Tarski (Tajtelbaum): 1902–1983) родился в 1901 г. в Варшаве в семье Тайтельбаумов (Tajtelbaum). (Альфред поменял фамилию в 1923 г.) Формально до 1917 г. Польша была частью Российской Империи. Поэтому не случайно научным руководителем Альфреда станет родившийся в Серпухове и окончивший гимназию в Иркутске, а университет в Мюнхене Станислав Лещневский (Stanisław Leśniewski: 1886–1939).

---

[*] Матиясевич Ю.В. Дифантовость перечислимых множеств // Доклады АН СССР. – Т. 191. – № 2. (1970). – С. 279–282.

Альфред Тарски с 1918 по 1924 гг. учится в Варшавском университете, завершив учёбу защитой докторской* диссертации. С. Лещневский был одним из создателей польской школы логиков и философов. Альфред Тарски в период с 1924 по 1931 гг. получает глубокие результаты в теории множеств и в той части логики, которую позже назовут семантикой. Итогом этих исследований была работа в Fundamenta Mathematike [80], которая принесла А. Тарскому широкую известность.

В 1933 г. на польском, а в 1936 г. – на немецком языках выходит его знаменитая работа «Понятие истинности в формализируемых языках» [81]. В 1937 г. в Вене (Vienna) в издательстве «Julius Springer» выходит книга «Einfürung in die mathematische Logik und in die Methodologie der Mathematik», сразу поставившая А. Тарского в числе ведущих логиков мира. Но в самой Польше отношение к Тарскому было иным. Все попытки (их было 5) получить должность профессора оказались безуспешными. Причиной был антисемитизм польских властей на государственном уровне, воцарившийся в Польше с 1936 г. после смерти Юзефа Пилсудского (Józef Pilsudski: 1867–1935). В августе 1939 г. А. Тарски покинул Польшу и эмигрировал в США. Во время II Мировой войны А. Тарски работал в Гарвардском университете, в Городском Колледже Нью Йорка**, в Институте Перспективных исследований в Принстоне и, наконец, в Университете Беркли (с 1945 до 1983 гг.), где им была создана научная школа по логике и по основаниям математики и науки в целом.

---

* Напомним, что в Польше докторская диссертация соответствует кандидатской диссертации в России, а следующая диссертация называется хабилитацией.

** В 1961 г. этот Колледж стал частью университета города Нью-Йорка.

Среди учеников Альфреда Тарского можно выделить не только Джулию Робинсон, но и Анджея Мостовского (Andrzej Mostowski: 1913–1975), Чень-Чунг Чанга (Chen-Chung Chang: 1930) и Джерома Кейслера (Jerome Howard Keisler: 1936) – сотворцов теории моделей. А Д. Кейслер является ещё и автором нестандартного анализа и др. Только диссертаций на степень Ph. D. под руководством А. Тарского было защищено 24 [82].

§ 12. Элементы теории сложности. $\mathbb{N}$P-проблема

О сложности алгоритмов и оценке её численно обычно говорят вне контекста какой-либо вычислимой модели, хотя это и не всегда удобно.

Напомним, что на практике сопоставляют алгоритмы, решающие одну и ту же (массовую) проблему, по двум критериям:

а) время работы (число шагов алгоритма при различных входных данных);

б) объём требуемой оперативной памяти (наибольшая длина строки промежуточных данных).

Разумеется, встречается и комбинированная оценка сложности алгоритма, например, длина протокола машины Тьюринга, моделирующей какой-либо алгоритм, и т.д.

Иными словами, нас интересует при сравнении двух алгоритмов их поведение при росте объёма входных данных.

Напомним, что если $f(n)$ и $g(n)$ – две натуральные функции одной переменной n, то говорят, что g мажорирует f и пишут $f(n)=O\big(g(n)$или кратко$f=O(g)\big)$, если существуют a>0 и b>0, такие, что $\exists n_0\in\mathbb{N}_0:\ \underset{n\ge n_0}{\forall} f(n)\le b+ag(n)$.

Если $f(n)=O\big(g(n)\big)$ и $g(n)=O\big(f(n)\big)$, то пишут $f(n)=\theta\big(g(n)\big)$, и говорят, что g – *наилучшая оценка* для f. Очевидно, что отношение θ (наилучшей оценки) будет отношением эквивалентности.

Аналогично определяются понятия мажорируемости для случая функций нескольких переменных. Разумеется, замена мажорируемой функции $f(n)$ на мажорирующую функцию $g(n)$ должна упрощать вычисления.

На практике для оценки сложности алгоритма рассматривают натуральную функцию, в качестве значений которой выступает число элементарных действий (шагов алгоритма), а роль переменной играет длина строки, кодирующей начальные данные при выполнении данного алгоритма.

Аналогично можно говорить и о функциях с переменными – длинами выходных данных и длинами промежуточных данных.

Напомним также, что количество знаков в двоичном представлении натурального числа n равно $\lfloor \log_2(n)\rfloor+1$[*]. При этом длина l двоичного представления натурального числа n мажорируется функцией $\lfloor \ln n\rfloor$ и это наилучшая оценка.

Наилучшим образом можно оценить и длину l суммы, произведения и степени натуральных чисел:

---

[*] Напомним, что нижняя целая часть числа $\lfloor x\rfloor=\max\{k\in\mathbb{Z}:k\le x\}$ в отечественной литературе именуется целой частью числа $x\in\mathbb{R}=(-\infty,+\infty)$.

$$l(n_1+n_2)=O\left(\left\lfloor \ln\left(\max\{n_1,n_2\}\right)\right\rfloor\right)=O\left(\max\left(l(n_1),l(n_2)\right)\right);$$

$$l(n_1\cdot n_2)=O\left(\left\lfloor \ln(n_1)+\ln(n_2)\right\rfloor\right)=O\left(l(n_1)+l(n_2)\right);$$

$$l\left(n_1^{n_2}\right)=O\left(\left\lfloor n_2\cdot\ln(n_1)\right\rfloor\right)=O\left(n_2\cdot\ln(n_1)\right).$$

Оценкой сложности алгоритма называют верхнюю оценку числа шагов алгоритма при известной длине данных, т.е. функцию $f(n)$, значение которой в точке, соответствующей данной длине входных данных, не меньше числа шагов алгоритма при любых входных данных рассматриваемой длины.

Например, если алгоритмы A_1, A_2 и A_3 имеют сложности порядка $f_1(n)$, $f_2(n)$ и $f_3(n)$ соответственно, то в качестве оценки сложности разветвления $A_1 \begin{array}{l}\nearrow A_2\\ \searrow A_3\end{array}$ служит выражение:

$$\max\left(f_2\left(f_1(n)\right);f_3\left(f_1(n)\right)+f_1(n)\right).$$

По оценке сложности алгоритмы разделяют на 4 крупных класса:

1^0. Алгоритмы сложности, не превосходящей линейную (эти алгоритмы имеют сложность порядка не большего $O(n)$).

2^0. Алгоритмы полиномиальной сложности.
(Чаще всего их сложность оценивается как $O\left(n^{\alpha}\right),\alpha>1$).

3^0. Алгоритмы экспоненциальной сложности.
(Сложность этих алгоритмов мажорируется $2^{O(n)}$, но не мажорируется никакой степенью n^{α}).

4^0. Алгоритмы сложности большей, чем экспоненциальная.
(На практике эти алгоритмы обычно не применяются).

В зависимости от сложности алгоритмов для решения тех или иных массовых проблем, эти проблемы подразделяют на 4 класса сложности: 1^{00}, 2^{00}, 3^{00} и 4^{00}. При этом справедливо: $1^{00} \subset 2^{00} \subset 3^{00} \subset 4^{00}$.

1^{00}. Проблемы сложности не больше линейной.

(Это, например, нахождение остова конечного графа или проверка планарности графа.)

2^{00}. Проблемы полиномиальной сложности, т.е. те проблемы, для которых существует решающий алгоритм полиномиальной сложности. (Обозначение класса: класс P).

(Это, например, проблема простоты заданного натурального числа.)

3^{00}. Проблемы, сложность которых не больше, чем экспоненциальные (обозначение класса: $\mathbb{N}P$).

Для этих проблем существует решающий алгоритм, сложность которого мажорируется экспонентой, но не известен решающий алгоритм полиномиальной сложности и не доказано, что такого алгоритма нет.

(В качестве примера можно привести нахождение гамильтонова цикла в данном графе.)

Есть ещё одно определение класса $\mathbb{N}P$: массовая проблема относится к классу $\mathbb{N}P$, если она полиномиально сводится к вычислению некоторой функции f с логическими значениями, которая представима в виде:

$$f(x) = \underset{y}{\exists}\Big(\big(|y| < q(|x|)\big) \cap R(x,y)\Big),$$

где $q(|x|)$ - полином от длины $|x|$ слова x, $R(x,y)$ - функция, вычислимая за полиномиальное время.

4^{00}. Проблемы, сложность которых не меньше, чем экспоненциальная.

(В качестве примера, это проблемы генерации объектов, число которых возрастает экспоненциально (Подробнее, см. [45], гл. IV).)

Поскольку класс $\mathbb{N}P$ определяется достаточно сложно, то ещё в начале 70-х гг. XX века возникло подозрение, не будет ли

$$P = \mathbb{N}P.$$

Однако это пока не доказано.

С. Кук

Л. Левин

Впервые вопрос о равенстве классов был поставлен Стивеном Куком[*] (Stephen Cook: 1939) в 1971 г. и независимо Леонидом Левиным[**] (р. 1948) в 1973 г. Не случайно, проблему равенства классов P и $\mathbb{N}P$ называют одной из шести оставшихся «Великих» проблем тысячелетия, после доказательства гипотезы Пуанкаре Г.Я. Перельманом. (Подробнее, см. [83] – [84]).

---

[*] Стивен Кук родился в Баффало (Buffalo, New York), получил степень бакалавра в 1961 г. в Мичиганском университете, степень магистра в 1962 г. и Ph. D. в 1966 г. в Гарварде. Далее он работал в Университете Беркли (до 1970 г.), а затем уехал в Торонто, где стал профессором университета по специальностям «Математика» и «Computer Science».

[**] Леонид Анатольевич Левин родился в Днепропетровске в 1948 г.; окончил механико-математический факультет МГУ им. М.В. Ломоносова в 1970 г.; там же в 1977 г. защитил кандидатскую диссертацию. Его научным руководителем был А.Н. Колмогоров. Л.А. Левин эмигрировал в США в 1978 г., а в 1979 г. получил Ph. D. в области прикладной математики в Массачусетском Институте Технологии. (В MIT его научным руководителем был профессор Альберт Р. Мейер (Albert R. Meyer: 1941)). В настоящее время Л. Левин – профессор Бостонского университета.

Упражнения 12.1.

1. Постарайтесь дать наиболее точную оценку возрастания следующих функций натурального аргумента:

а) $f_1(n) = n^2 + \ln(n^3 + 2)$;

б) $f_2(n) = 2^{\ln(3^n+1)} + 2^{n\ln(\ln(n))}$;

в) $f_3(n) = C_n^4$;

г) $f_4(n) = (n^2 + 5)!$.

2. Пусть $f_5(n)$ - количество различных многочленов степени не больше n с натуральными коэффициентами, не большими, чем 2^n. Найдите наиболее точную оценку возрастания этой функции.

3. Пусть $f_6(n)$ количество неориентированных и не изоморфных графов Бержа с петлями и числом вершин, равным n. Найдите наиболее точную оценку возрастания этой функции.

4. Оцените число битовых операций, необходимых для перевода числа из десятичной системы в шестнадцатеричную.

5. Оцените число битовых операций, необходимых для вычисления n-го числа последовательности Фибоначчи.

6. Пусть

$$f_7(n) = a_n, f_8(m) = b_m, f_9(n,m) = a_{n-1} + b_{m-1}$$

$$m,n \in \mathbb{N} \setminus \{1\}, a_2 = 1, b_2 = 1.$$

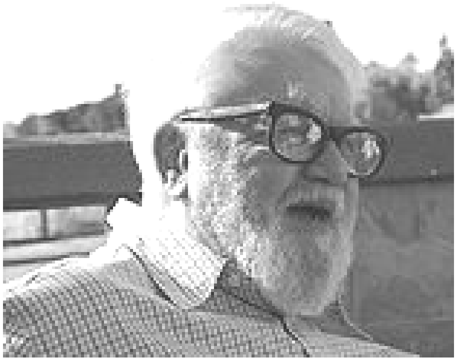
Оцените число битовых операций для вычисления:

а) $f_9(n,n)$; б) $f_9(n,2n)$.

Глава III. История систем искусственного интеллекта

Введение

Считается, что термин «искусственный интеллект» (по-английски: Artifical Intelligence) предложил Джон Маккарти (John Mc Carthy: 1927) в 1955–1956 гг.; вместе с Мэрвином Мински (Marvin Minsky: 1927), Натаниелем Рочестером (Nathaniel Rochester: 1919–2001) и Клодом Шенноном (Claude Elwood Shannon: 1916–2001).



Д. Маккарти

Маккарти уже имел к этому времени степень Ph. D., защищённую в 1951 г. в Принстоне под руководством знаменитейшего тополога Соломона Лефшеца (Solomon Lefschetz: 1884–1972)[*]. Заметим, что мать Д. Маккарти хорошо говорила по-русски, т.к. была еврейкой, эмигрировавшей из Российской Империи (из Виленской губернии) [86].

Уже к середине 50-х гг. Д. Маккарти интересуется программированием, математической логикой (рекурсивными функциями

---

[*] С. Лефшец был одним из творцов алгебраической топологии. Он родился в Москве, а в 1905 г. в возрасте 21 года эмигрировал в США. Он хотел стать инженером, но в 1907 г. потерял обе кисти рук в результате электроожога. Считая, что только математик может работать без кистей, он становится математиком, а уже в 1911 г. у него Ph. D. по алгебраической геометрии. С 1944 г. С. Лефшец стал заниматься дифференциальными уравнениями, а позже динамическими системами.

и нечёткой логикой[*]), а также эпистемологическими[**] проблемами искусственного интеллекта [87].

Первоначально (по Д. Маккарти) под искусственным интеллектом (ИИ) понималась наука и технологии создания интеллектуальных машин и, в частности, интеллектуальных компьютерных программ.

Затем понятие ИИ стало шире: им стали называть научное направление, в рамках которого ставятся и решаются задачи аппаратного или программного моделирования тех видов человеческой деятельности, которые традиционно считаются интеллектуальными.

В этом смысле системы ИИ включают в себя экспертные системы и робототехнику. С другой стороны, ИИ сам стал частью и философии, и новой науки когнитологии[***]. В рамках ИИ удалось за прошедшие 50 лет смоделировать основные чувства человека: зрение, слух (и речь), обоняние, тактильные чувства.

Работы в области создания систем искусственного интеллекта (сокращённо СИИ) обычно делят на два направления:

1. Нейрокибернетика – аппаратное моделирование структуры и функций человеческого мозга.
2. Кибернетика «чёрного» ящика – т.е. безотносительно к структуре «ящика» он должен реагировать на внешние воздействия (раздражители), такие, как мозг человека.

---

[*] Тогда употребителен был термин: многозначная логика.

[**] Эпистемология – учение о познаниях. В узком смысле эпистемология изучает происхождение, структуру, границы и значение познания. Этот термин введён в 1854 г. шотландцем Дж. Ферье (Ferrier John: 1782 – 1854).

[***] Когнитология (от лат. {cognitio = познание} + от греч. {logos = учение}) – 1) наука о знаниях, 2) система методов и приёмов (технологий) получения, обработки, хранения и использования человеческого знания.

Поскольку принятие решений человеком пока ещё не достаточно изучено, то основной изучаемой моделью является модель «лабиринтного» поиска. В итоге на основе эвристического подхода появилось понятие экспертной системы (ЭС) или системы, основанной на знаниях.

Пока разработка и создание ЭС является основным направлением в изучении СИИ.

Другим направлением в СИИ является создание и анализ существующих игр (шахматных, карточных, командных игр и т.д).

Наконец, немаловажным направлением, о котором подробнее будем говорить во второй части пособия, является разработка естественно-языковых интерфейсов, включая машинный перевод, управление голосом, создание систем безопасности, основанных на обонянии, зрении и других видах электромагнитного излучения человека (включая тепловую) и высших животных (например, дельфинов).

§ 13. Представление знаний в интеллектуальных системах

Напомним, что в математической логике предпочтительной формой записи является *префиксная форма записи*. Основная теорема префиксной формы записи звучит так: ([89], с. 43)

Последовательность S символов является правильно построенной в форме польской префиксной записи, если и только если:

1) ранг (S) = -1;

2) *ранг (подпоследовательности слева от S)* $\geq$ *0, при этом ранг (оператора) = вес (оператора) – 1,*

ранг (пустой последовательности) = 0,

ранг (n-го символа) = n-1,

ранг (переменной) = ранг (константы) – 1,

ранг (S1 соединённый с S2) = ранг(S1) + ранг (S2).

Пример:

а) выражение $\left(p \supset q\right) \supset p$, записанное в инфиксной форме, в префиксной форме будет иметь вид:

$$\supset\supset pqp\,.$$

б) выражение: $\log\left(y+\sqrt{y^2-\left(b/\sin x\right)}\right)$ будет выглядеть:

$$\log + y\sqrt{\ } - \uparrow y2/b\sin x\,.$$

Кроме записи, для представления знаний в СИИ особую роль играет понятие формальной системы. Напомним, что формальная система – это совокупность чисто абстрактных объектов, не связанных с внешним миром, в которой представлены правила оперирования множеством символов в чисто синтаксической трактовке без учёта смыслового содержания (т.е. семантики).

Говорят, что формальная система определена. Если

1^0. Задан *конечный алфавит* (т.е. конечное множество символов).

2^0. Определена *процедура построения формул (*или слов) формальной системы.

3^0. Выделено некоторое множество формул, называемых *аксиомами.*

4^0. Задано *конечное множество правил вывода*, которые позволяют из некоторого конечного множества формул получать другое множество формул.

Формальную систему иногда называют также аксиоматикой (или формальной теорией) или даже просто множеством формул.

Самой известной формальной системой является *логика высказываний* (или пропозициональная логика).

Напомним для неё п. $1^0 – 4^0$. (Их назовём $1^{00} – 4^{00}$.)

1^{00}. *Алфавит:*

- Пропозициональные буквы p, q, r, s, t,…
- Два логических оператора: $\neg$, $\supset$ («не» и «следует»);
- Скобки (,);

2^{00}. *Построение формул* (или пропозициональных форм):

- Любая пропозициональная буква суть формула,
- Если m есть формула, то (m) – также формула,
- Если m есть формула, то $\neg$ m – также формула,
- Если m_1 и m_2 формулы, то $m_1 \supset m_2$ – тоже формула.

3^{00}. *Аксиомы:*

(A1) $(m_1 \supset (m_2 \supset m_1))$.

(A2) $(m_1 \supset (m_2 \supset m_3)) \supset ((m_1 \supset m_2) \supset (m_1 \supset m_3))$.

(A3) $(\neg m_2 \supset \neg m_1) \supset (m_1 \supset m_2)$.

(Здесь m_1, m_2, m_3 – формулы).

4^{00}. Одно правило вывода (правило модус ноненс, или правило отделения):

если m_1 и $(m_1 \supset m_2)$ суть теоремы, то m_2 есть следствие m_1.

Запись:

(m_1) и $(m_1 \supset m_2) \to m_2$

Кроме вышеуказанной логики высказываний напомним формальную систему Аристотеля[*]; отражающую *законы дедуктивного мышления.* В этой системе три закона Аристотеля являются строго доказуемыми. Сформулируем их:

– закон тождества (т.е. $(p \supset p)$);

– закон исключённого третьего, или $(p \vee \neg p)$;

– закон противоречия, или $\neg (p \wedge \neg p)$.

Фактически закон противоречия означает, что никакая теорема не может одновременно быть и теоремой и не-теоремой.

Возвращаясь к логике высказываний, нельзя не напомнить о теореме Поста (1921 г.) [110]:

Формула F доказуема в исчислении высказываний, если и только если она является тождественно-истинной, т.е. истинной при всех интерпретациях исчисления высказываний.

Из этой теоремы следует для исчисления высказываний:

а) *непротиворечивость* (т.е. t и $\neg t$ не могут быть одновременно выводами);

б) *полнота,* т.е. теоремы точно соответствуют тождественно-истинным формулам;

в) *разрешимостью* (т.е. существованием процедуры решения).

Для исчисления предикатов[**] первого порядка имеет место аналог теоремы Поста – Первая теорема Гёделя (1930):

---

[*] Аристотель – величайший учёный Древней Греции (-384; -322), ученик Платона (-427; -347).

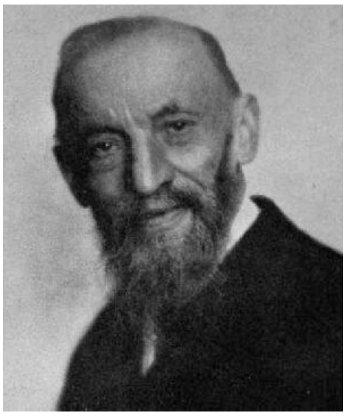
[**] Исчисление предикатов первого порядка определяется так:

1. Алфавит:

- Константы a, b, c, d,…;
- Индивидуальные переменные;
- Предикаты A, B, C, D, …;

Все теоремы являются логически общезначимыми формулами, т.е. являются истинными во всех интерпретациях [33].

К сожалению, первая теорема Гёделя (в отличие от теоремы Поста) не приводит к эффективной процедуре решения.



Д. Пеано

Четвёртой формальной системой (и одной из важнейших для Computer Science) оказалась формальная арифметика Джузеппе Пеано (Guiseppe Peano: 1858–1932), представленная им в 1889 г., когда он был представлен к должности профессора математики первого класса в Королевской Военной Академии [90].

Напомним, что в формальной арифметике по сравнению со счислением предикатов дополнительно вводятся:

- логические операторы: $\neg$, $\supset$;
- квантор всеобщности $\forall$ («каково бы ни было»)

2. Построение формул:

- формулы исчисления предикатов образуются аналогично формулам исчисления высказываний,
- каждому предикату приписывается вес k; выражение $A(x_1,\ldots,x_к)$ является формулой тогда и только тогда, когда вес A равен k.
- Выражение $((\forall x_1)\ A(x_1,\ldots,x_к))$ представляет собой формулу, в которой x_1 – *связанная переменная,* а x_i – свободная переменная $(i \geq 2)$

3. Аксиомы: включают три аксиомы исчисления высказываний: (A1), (A2), (A3)

+ (A4): $((\forall t)\ B(t) \supset B(u))$ («спецификации») (т.е. переменная «t» не содержится свободно в переменной «u»)

(A5): $((\forall t)\,(m_1 \supset m_2) \supset (m_1 \supset (\forall t)\ m_2)$, где m_1 и m_2 суть формулы, а t не является свободной переменной в m_1.

4. Правило словообразования:

(m_1) и $(m_1 \supset m_2) \rightarrow m_2$ (модус поненс)

$m_1 \rightarrow (\forall t)\ m_1$ (обобщение), где t свободная переменная в m_1.

– одна констант 0 (нуль)

– 4 оператора:

а) оператор «S» – «непосредственно следующий»

(например, $S(0) = 1$, $S(2) = 3$)

б) операция сложения «+»

в) операция умножения на «*»

г) оператор равенства =

Оператор S имеет вес, равный 1, а остальные 3 имеют вес 2.

– 9 новых аксиом:

(A,6) $(\forall x)\ x+0=x$

(A,7) $(\forall x)\ x*0=0$

(A,8) $(\forall x)\ \neg(\ S(x))=0$

(A,9) $(\forall x)\ (\forall y)\ (x+S(y))= S(x+y)$

(A,10) $(\forall x)\ (\forall y)\ x*S(y)=x*y+x$

(A,11) $(\forall x)\ (\forall y)(\ S(x)= S(y)) \supset (x=y)$

(A,12) $(\forall x)\ (\forall y)\ (x=y) \supset (\ S(x)= S(y))$

(A,13) $(\forall x)\ (\forall y)(\ \forall z)\ (x=y) \supset ((x=z) \supset (y=z))$

(A,14) $(A(0)$ и $(\forall u)(A(u) \supset A(S(u))) \supset (\forall u)A(u)$

для всякой формулы A(u) данной формальной системы[*].

Аксиома (A,14) носит название аксиомы математической индукции.

---

[*] В оригинальной работе Пеано вместо (A,8), (A,11), (A,12) и (A,13) были следующие аксиомы:

1. $1 \in \mathbb{N}$ («1 есть натуральное число»)
2. $(x \in \mathbb{N}) \supset (S(x)\ \in \mathbb{N})$ («следующее за натуральным числом будет натуральным числом»)
3. 1 не следует ни за каким натуральным числом
4. $((S(\text{в})=a)\ \supset ((S(c)=a))\ \supset (\text{в}=c))$, т.е. всякое натуральное число следует только за одним натуральным числом.

Заметим, что аксиомы Пеано воспроизводят фактически аксиомы работы (1861 г.) Германа Грассмана (German Grassmann: 1809–1877) [91].

В 1931 г. в работе [33] К. Гёделя появилась теорема, названная Второй теоремой Гёделя о неполноте арифметики: «*В формальной арифметике существуют формулы т, такие, что ни т, ни* $\neg$*т не являются доказуемыми*».

Равносильная формулировка этой теоремы звучит так: «*Если формальная арифметика непротиворечива, то она неполна*».

В 1936 г. Герхардом Генценом (Gerhard Karl Gentzen:1909–1945) была доказана[*] непротиворечивость формальной арифметики [107]. Тем самым в силу результата Гёделя формальная арифметика неполна.

Ещё две теоремы дополняют этот результат: это теоремы Тарского (1935) и теорема Чёрча (1936):

Теорема Тарского [92]:

Существуют формальные системы, для которых всякая интерпретация приводит к выражениям одновременно истинным и недоказуемым.

Более подробно эта теорема утверждает, что в каждой интерпретации (данной системы) существует по крайней мере одна формула, всегда интерпретируемая как ИСТИНА, которая, тем не менее, не является теоремой данной формальной системы.

---

[*] Г. Генцен – немецкий математик и логик получил степень Ph.D. в 1933 г. Его научными руководителями были: формально – Герман Вейль (Hermann Weyl: 1885–1955), фактически – Пауль Бернайс (Paul Isaak Bernays: 1888–1977).

Теорема Чёрча [93]:

Исчисление предикатов первого порядка неразрешимо.

Иными словами существуют формальные системы, для которых нельзя построить системы процедур, позволяющих отличать теоремы от не-теорем. Эти системы, как говорят, не являются рекурсивно перечислимыми (или кратко – неразрешимыми).

А. Тарски показал [92], что теории групп, колец и тел являются неразрешимыми, (но проективная геометрия (в пространстве вещественных чисел) и теория вещественных замкнутых тел – разрешимые) неразрешима и проблема останова программы, выполненной на машине Тьюринга.

Напомним, что вторую теорему Гёделя, теоремы Тарского (1935) и Чёрча (1936) принято называть *теоремами ограничения.*

Существенный прогресс в установлении выводимости после работ А. Тарского в 1930–40-е годы наступил в работе [94] С.Ю. Маслова (см. гл. II §11), в которой впервые был предложен метод автоматического поиска доказательства теорем в исчислении предикатов.

Нами не случайно уделено столько времени формальным системам. Дело в том, что системы ИИ характеризуются (в отличие от обычных компьютеров) базами знаний. Именно базы знаний (при наличии баз данных) являются в ИИ основным объектом формирования, обработки и исследования.

Для баз знаний в ИИ существует два типа методов представления знаний (ПЗ), ([98]):

1. Формальные модели ПЗ.

2. Неформальные модели ПЗ (семантические, реляционные).

Напомним, что знания характеризуются

1) внутренней интерпретируемостью	семантическая связь
2) структурируемостью	

3. Связностью, т.е. наличием иерархической сети, в вершинах которой находятся информационные единицы.

4. Семантической метрикой (характеризует ситуационную близость информационных единиц или иначе отношение «релевантности»).

5. Активностью (появление в базе знаний фактов или описание событий, или установление связей может стать источником активности системы).

Возвращаясь к методам ПЗ отметим, что каждому из методов ПЗ соответствует свой способ описания знаний. Сейчас пока используется четыре модели: логические, сетевые, продукционные и фреймовские.

а) *Логические модели*. Эти модели основаны на формальной системе, как правило, задаваемой четвёркой $M = \langle T, P, A, B \rangle$, где

– Т – множество *базовых элементов*, например слов из ограниченного словаря. При этом существует процедура П(Т) проверки принадлежности или непринадлежности произвольного элемента к Т.

– Р – множество *семантических* правил, с помощью которых строятся из элементов Т синтаксически правильные совокупности. При этом должна существовать процедура П(Р), с помощью которой за конечное число шагов можно получить ответ на вопрос: будет ли совокупность X синтаксически правильной?

– В множестве синтаксически правильных совокупностей выделено некоторое подмножество А, называемое набором *акси-*

ом, для которого должна существовать процедура П(А), с помощью которой для любой синтаксически правильной совокупности можно получить ответ на вопрос о принадлежности её к множеству А.

– Наконец, множество В, называемое *правилами вывода*, применяется к элементам из А, и в результате получают новые синтаксически правильные совокупности, к которым вновь можно применять правило из В, и которые образуют множество *выводимых* в данной формальной системе совокупностей.

Напомним, что если существует процедура П(В), с помощью которой можно определить, является ли любая синтаксически правильная совокупность выводимой, то соответствующая формальная система называется *разрешимой*.

На практике достаточно хранить в базе знаний лишь А, а остальные знания получать из них по правилам вывода. ([97])

б) *Сетевые модели*.

В основе моделей этого типа лежит семантическая сеть, т.е. $H = \left\langle I, C_1, ..., C_n, Г \right\rangle$, где I – множество информационных единиц, K={C_1, C_2,…,C_n} – множество типов связей между информационными единицами, а $Г$ – отображение: I→K.

Сети, как правило, используются в ИИ трёх типов: классифицирующие сети, функциональные сети (включая и нейронные сети) и сценарии.

Классифицирующие сети позволяют вводить в базах знаний иерархические отношения между информационными единицами, так как эти сети используют отношения структуризации.

Функциональные сети имеют в наличии функциональные отношения, которые позволяют описывать процедуры вычисления одних информационных единиц через другие (простейший пример такой функциональной сети дают графы потока сигналов (см. [75] § 28)).

В сценариях, как известно, используются казуальные отношения, а также отношения типа: «средство-результат» и др.

Преимущество сетей: 1) модель позволяет работать с не полностью определёнными знаниями; 2) модель (зачастую более адекватно (по сравнению с логической моделью) отображает реальность.

Недостаток сетевой модели кроется в сложности реального явления или процесса, для которого строится сетевая модель: чем больше сеть, тем труднее поиск [98].

в) *Продукционная модель.*

Это модель – синтез элементов логической и сетевой моделей. Из логических моделей заимствована идея правил вывода (называемых в этой модели – *продукциями)*, а из сетевых моделей – описание знаний в виде семантической сети. В продукционных моделях процедурная информация явно выделена и по описанию отличается от декларативной информации. Особенностью этой модели является *вывод на знаниях* (вместо логического вывода в логических моделях) [103].

В общем случае продукционную модель можно представить в виде четвёрки: $\langle\ S, L;\ A \rightarrow B;\ Q\ \rangle$, где

- S – описание класса ситуаций;
- L – условие, при котором продукция активируется;
- $A \rightarrow B$ – ядро продукции;
- Q – постусловие проекционного правила.

Коротко – проекционная модель позволяет представить знание в виде предложения: Если (А = условие), то (В = действие) [89].

Преимущества модели: 1) простота основной единицы – продукции; 2) лёгкость модификации базы знаний (БЗ); 3) строгость механизма логического вывода.

Недостатки: 1) малая степень структуризации БЗ; 2) неуниверсальность; 3) при большом числе единиц возможны противоречия в сети.

Среди языков, реализующих продукционные модели, пока наиболее известен ПРОЛОГ [95] – язык и система логического программирования, основанные на языке предикатов дизъюнктов[*] Альфреда Хорна (Alfred Horn: 1918–2001).

г) *Фреймовые модели.* В отличие от сетевых и продукционных моделей фреймовые модели имеют точного автора и время появления. Автор, называемый «отцом» ИИ, Мэрвин Мински (Marvin Minsky: 1927). Время: рубеж 60–70-х годов XX века[**].

Напомним, под фреймом понимается абстрактный образ или ситуация. Формализованная модель для отображения образа или ситуации также носит название фрейма.

В отличие от других моделей в фреймовых моделях фиксируется жёсткая структура информационных единиц. Эта структура называется протофреймом. Из протофреймов получаются *фреймы-экземпляры***.** Переход от протофрейма к фрейму экземпляру может быть многошаговым за счёт уточнения значения слотов[***].

---

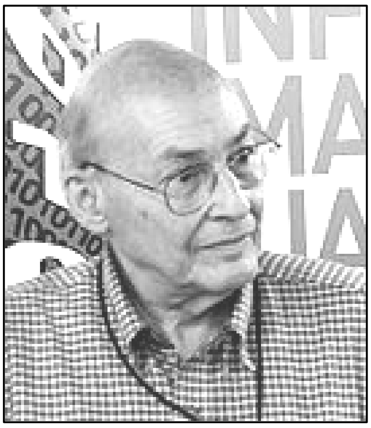
[*] Эти дизъюнкты и их применение изучались в работе А. Хорна, 1951 г. [96].

[**] Minsky M. Semantic Information Processing. – MIT Press, 1969.

[***] Слот – элемент фрейма. Обычно один фрейм может содержать множество слотов.

Отметим, что в некоторых учебниках фреймовые модели отдельно не выделяются, они считаются синтезом трёх других моделей.

* * *



М. Мински

Вернёмся теперь к Мэрвину Мински, родившемуся в 1927 г. в Нью-Йорке в еврейской семье выходцев из Российской Империи – врача Генри Минского (Henry Minsky) и художника Фанни Ризье (Fannie Resier). В 1944-1945 гг. М. Мински служит в Военно-морском флоте США. Позже начинает учиться в Гарварде. Степень бакалавра (в Гарварде) – в 1950 г., степень Ph. D. – в Принстоне – в 1954 г. Вместе с Маккарти в 1959 г. основывает при MIT Лабораторию ИИ. Уже в 1951 г. М. Мински сконструировал первую обучающую машину со случайно связанной нейросетью – SNARC. Его диссертация в Принстоне «Neural Nets and the Brain Model Problem» 1954 г. содержала необходимую теорию об обучении системы, содержащей нейросеть. В 1957 г. Фрэнк Розенблатт (Frank Rosenblatt: 1928–1971) предложил математическую и компьютерную модель восприятия информации мозгом, названную персептроном*.

В 1969 г. вместе с Сеймуром Пейпертом (Seymour Papert: 1928) М. Мински выпускает работу «Персептрон», в которой теория элементарного перцептрона переизложена на языке предикатов. Кроме строгости, это позволило выявить принципиальные

---

* Перцептрон (или персептрон) (= perceptron – анг) от лат. perception – восприятие.

ограничения персептронов (при, например, параллельных вычислениях) [99].

В 1972 г. также с С. Пейпертом вышла книга «Искусственный интеллект», получившая всемирную известность [100]. Широкую популярность имели и работы М. Минского, посвящённые робототехнике[*]. Не случайно за эту работу в 1990 г. М. Мински был удостоен премии Японии. М. Мински известен как автор первого конфокального сканирующего микроскопа (1956).

* * *

Ф. Розенблатт

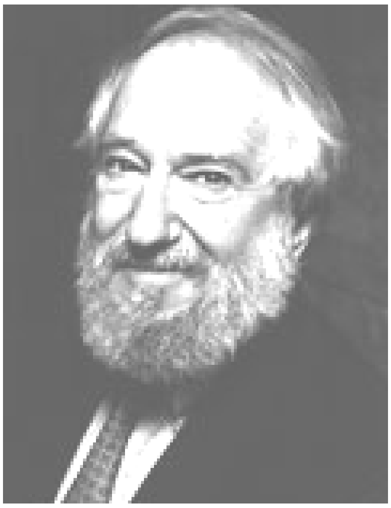
Выше был упомянут Фрэнк Розенблатт. Он также как и М. Мински родился в Нью-Йорке (в 1928 г.). Закончил в 1946 г. ту же среднюю школу в Бронксе, что и М. Мински (с научным профилем). А вот затем пути М. Минским и Ф. Розенблатта были разными. Ф. Розенблатт поступил в Корнельский университет на специальность «Психология». После окончания университета (1950–1955) он работает в Национальной корпорации здравоохранения и исследовательском центре социальных наук. С 1956 г. Ф. Розенблатт – сотрудник Корнелльской аэронавтической Лаборатории, где возглавляет с 1959 г. программу по проблеме распознавания образов. Под его руководством в 1958–1960 гг. строится вычислительная система, имитирующая глаз человека «Марк 1». Это был первый нейрокомпьютер, способный обучаться, основанный на идее персеп-

---

[*] Minsky M. Robotics. – Doubleday: 1986.

трона, предложенной Ф. Розенблаттом в 1957 г. Широкую известность принёс Ф. Розенблатту курс лекций для будущих бакалавров психологии «Теория механизмов мозга» [101]. Ф. Розенблатт трагически погиб в 1971 г. во время яхтенной прогулки.

* * *



С. Пейперт

Сеймур Пейперт родился в 1928 г. в Претории (Южная Африка). В 1949 г. он получает степень бакалавра, а в 1952 г. – Ph. D. в Университете в Уитуотерсранде (Witwatersrand) по математике. Из-за активной борьбы С. Пейперта против апартеида, он вынужден был покинуть Южную Африку и переехал в Англию, где продолжил учёбу[*] в 1954–1959 гг. в Кэмбриджском университете. Там же получил степень Ph. D. (в 1959 г.).

В том же 1959 г. С. Пейперт едет в Женеву где, в течение пяти лет преподает в Женевском университете, сотрудничает с Жаном Пияже (Piaget Jean: 1896–1980) – одним из крупнейших психологов первой половины XX века.

В 1963 г. С. Пейперт начинает работать исследователем в MIT. В 1967 г. он получает звание профессора прикладной математики и становится Директором Лаборатории искусственного интеллекта при MIT[**]. Позже С. Пейперт уделяет основное своё

---

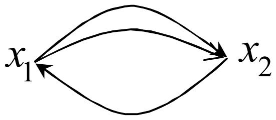
[*] В годы учёбы в Кэмбридже С. Пейперт – активный участник «Социалистического обозрения».

[**] На этой должности он пробыл до 1981 г.

внимание развитию и обучению детей. (В 1988 г. специально для С. Пейперта при MIT была для этих целей создана кафедра.) Ещё в Женеве С. Пейперт создал язык LOGO, который, по замыслу С. Пейперта и Ж. Пиаже, должен был открыть путь детям к овладению компьютерными технологиями*. Вместе с М. Мински Сеймур Пейперт принадлежит к первым творцам систем ИИ [102].

Упражнения 13.1.

1. Запишите в префиксной форме выражения:
   а) $(p\supset q)\subset(s\supset q)$;
   б) $\left(\sin\left(x^2+\sqrt{x^2+y}\right)\right)/\sqrt[3]{x^4+y^4}$;
   в) $\left\lceil tg\left(\log\left(x^3+\lfloor x\rfloor\right)\right)\right\rceil$.
2. Приведите пример сетевой модели, граф которой имеет вид:



3. Приведите пример продукционной модели.
4. Приведите пример фреймовой модели.
5. Дайте описание языка LOGO.

---

* В России нашлось немало его последователей. Не случайно С. Пейперт неоднократно приезжал в 2000-е годы в Москву и Санкт-Петербург. Среди его последователей в России отметим С.И. Горлицкую (р. 1947). (см., например, [111]). Жена у С. Пейперта – искусствовед из России.

§14. Экспертные системы

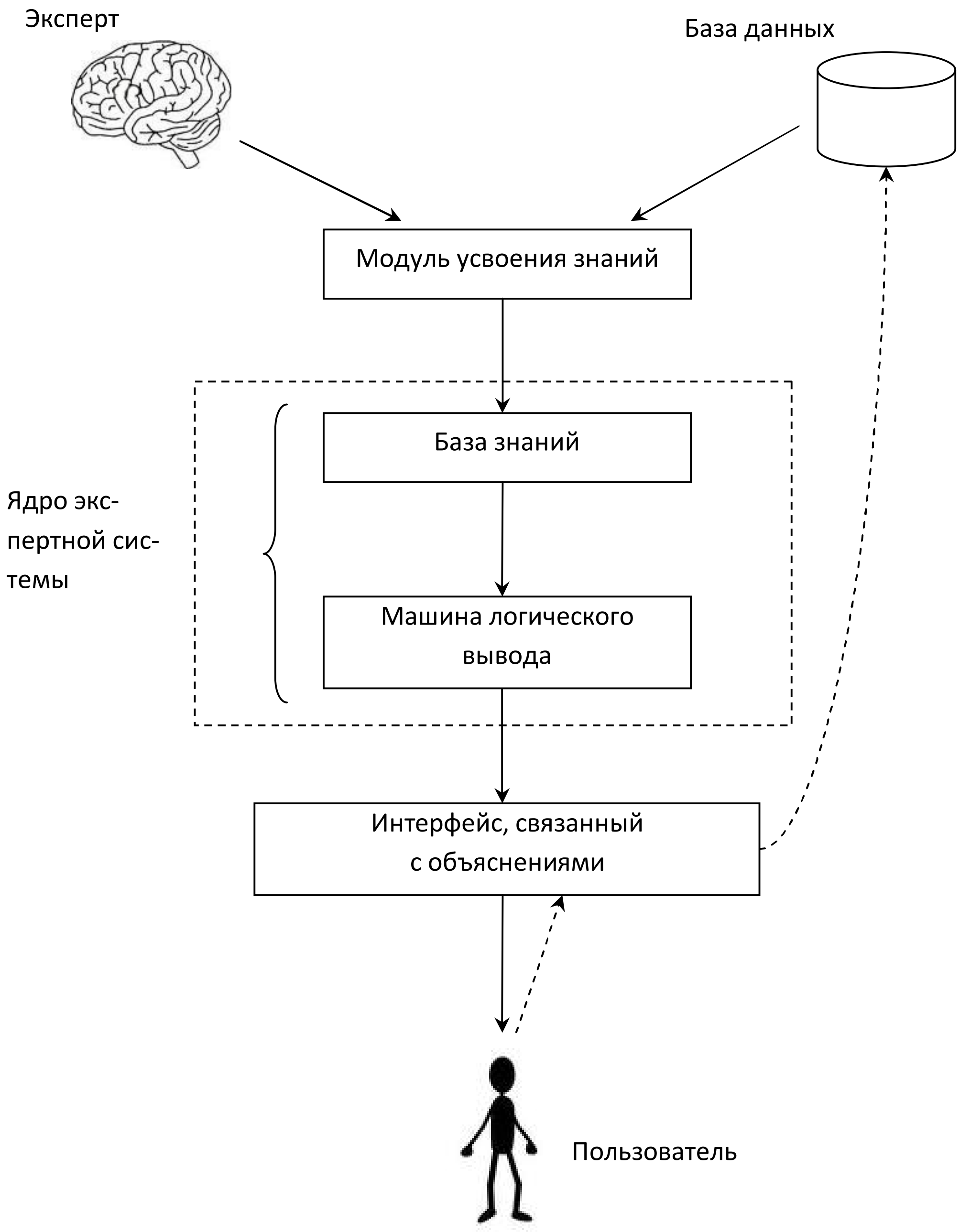


Рис. 14.1. Типичная экспертная система

В настоящее время экспертные системы образуют ядро интеллектуальных искусственных систем.

Напомним, что типичная экспертная система имеет вид (архитектуру), представленный на рис. 14.1 ([104], с. 16).

Разумеется, экспертные системы не сразу приобрели вид, данный на рис. 14.1. Отдельные интеллектуальные системы, имитирующие различные стороны человеческой деятельности с использованием аналоговых или даже цифровых компьютеров, характерны для периода Второй мировой войны.

Так, уже в сентябре 1943 г. немецкая подводная лодка стала использовать самонаводящиеся акустические торпеды «Zaunkönig»[*]. Т. 5. Головные части известных немецких ракет «Фау 2» были снабжены компьютером К. Цузе «Z-3», позволявшим уточнить координаты цели по скорости ракеты и времени полёта.

В 1943 г. Норбертом Винером (Norbert Wiener: 1894–1964) в короткой заметке, написанной вместе с Артуром Розенблатом (Arturo Rosenblueth: 1900–1970) и Джулиан Бигелов (Julian Bigelow: 1913–2003) «Поведение, цель и телеология»[**] [105], впервые в науке обозначена проблема перенесения на неживые системы черт поведения «homo sapience», в частности умению обучаться и принимать адекватные решения.

В 1948 г. Н. Винер издаёт свою знаменитейшую книгу «Кибернетика или ...» [106], в которой законы кибернетики объявляются универсальными для живой и неживой природы. При этом нейронные сети должны были стать одним из классов использования «Computational Intelligence» и при этом использования, так называемой «зашумлённой», числовой информации при применении различных стохастических алгоритмов.

---

[*] = Троглодит.

[**] Телеология – онтологическое учение о целесообразности бытия. Появилось в космологии Платона как «душа мира»; у Аристотеля – это теория «бессознательной» целесообразности, сообщаемой миру «творцом» (= Перводвигателем).

В 1943 г. тогда же, когда появилась указанная выше работа Норберта Винера, Артуро Розенблата и Джулиана Бигелов, вышла статья нейрофизиолога Уоррена Маккалока и логика Уолтера Питса (Warren Mc Culloch: 1898–1969; Walter Pitts: 1923–1969) [113], давшая на языке математической логики модель нейронной сети.

Через 14 лет (в 1957 г.) Фрэнк Розенблат[*] издал работу, посвящённую самоорганизующемуся автомату, названному «Персептроном» [112] и являвшемуся моделью сетчатки глаза. (Мы уже знаем, что М. Мински и С. Пейперт в 1969 г. показали ограниченность данной модели. И это на 20 лет затормозило исследование нейронных сетей.)

В том же 1957 г. исследователи ИИ обратились к идее эвристического поиска. Пионерами были Аллен Ньюэлл (Allen Newell: 1927–1992) и Джон Клиффорд Шоу (John Clifford Show: 1922–1991), работавшие в RAND Corporation (в Калифорнии), а также присоединившийся к ним Герберт Саймон (Herbert Simon: 1916–2001) из Технологического Института Карнеги (в Питтсбурге). Вместе они образовали команду, называвшуюся в среде американских «компьютерщиков» NSS (по первым буквам фамилий).

Именно команда NSS подготовила почву для широкого развития ИИ: языки программирования, компьютерная симуляция,

---

[*] Фрэнк Розенблат (Frank C. Rosenblatt: 1928 – 1971) – американский компьютерный специалист, а Артуро Розенблат (Arturo Rosenblueth) – мексиканский психолог и исследователь.

проблемы принятия человеком (или ИИ) решения[*], коммуникация человека и машины.

В 1954 г. А. Ньюэлл покинул RAND, чтобы завершить работу над диссертацией под руководством Г. Саймона. Тем не менее, команда NSS продолжила работу над тремя проектами: (C.I.P.) (= Complex Information Processing) – базой компьютерных программ, развивающих шахматные программы, (LT) (= Logic Theorist) – создание языка программирования для поддержки программ (Information Processing Language), и наконец, GPS (= General Problem Solver) – проблема эвристического поиска.

Язык IPL был создан уже к концу 1954 г., проблема эвристического поиска закончена к 1957 г., а вот проект (C.I.P.) хотя и был формально завершён, но не дал ожидаемого результата – игру на уровне гроссмейстера. (Напомним, что первую шахматную программу составил ещё А. Тьюринг в 1949 г.)[**]

Несколько отвлекаясь, заметим, что в 1949–1950 гг. Клод Шеннон (Claude Elwood Shannon: 1916–2001) сделал несколько докладов о шахматных программах и опубликовал статью о программировании компьютера для игры в шахматы (см. [114]), а в 1951 г. им создана и машина, игравшая в шахматы. (Более того, в 1952 г. К. Шеннон создаёт обучаемую машину по поиску выхода из лабиринта). В 1957 г. американский программист Александр Бернштейн (Alex Bernstein) усовершенствовал программу К. Шеннона (см. [116]).

---

[*] Human Problem Solving – проблема принятия решения при движении из одного состояния человека или ИИ в другое, являющееся целью.

[**] Демонстрировать этот алгоритм А. Тьюринг стал публично в 1951 г., выполняя роль «исполнителя» команд машины.

В 1958 г. шестой чемпион мира по шахматам доктор технических наук Михаил Моисеевич Ботвинник (1911–1995) открыто заявляет о возможности создания «компьютерного гроссмейстера». Более того, в Лаборатории, которую он возглавляет в ВНИИЭ Минэнерго СССР, начинается работа по проекту «Пионер» – создания «шахматного мастера» [115]. При этом сразу же идёт отказ от простого перебора позиций и делается упор на эвристические методы поиска.

М.М. Ботвинник

Работа была фактически завершена только через 20 лет, но тогдашняя власть в СССР не дала возможности проверить её на достаточно мощной ЭВМ, которые были на Западе.

В 1960–1961 гг. М.М. Ботвинник был руководителем дипломной работы выпускника механико-математического факультета Новосибирского университета Владимира Ивановича Бутенко (р. 1939), который до 1970 г. принимал участие в проекте «Пионер». Позже В.И. Бутенко сам создал первую Сибирскую шахматную программу «Эврика»[*].

С 1957 г. проблемами искусственного интеллекта занимался и Георгий Максимович Адельсон-Вельский (р. 1922). В 1965 г. в Институте теоретической и экспериментальной физики АН СССР он возглавил работу по разработке компьютерной шахматной программы. Эта программа победила в 1965–1966 гг. в матче по телеграфной переписке программу Коток-Маккарти. (Алан Коток (Alan Kotok: 1941–2006) усовершенствовал программу Маккарти[**] 1959 г., под чьим руководством он получил степени бакалав-

---

[*] Бутенко В.И. Первая Сибирская шахматная программа «Эврика» и её особенности. – Новосибирск, Ротапринт ВЦ СО АН СССР, 1985.

[**] Mc Carthy’s IBM 704 chess-playing program (1959).

ра и магистра)[*]. Позже на основе программы Г.М. Адельсона-Вельского будет создана программа «Каисса», выигравшая первый официальный шахматный чемпионат мира по шахматным программам в Стокгольме в 1974 г.

Вернёмся снова в 1958 г. Именно в том году команда NSS разработала алгоритм уменьшения дерева поиска Альфа-бета отсечения, на основе которого построены были функции поиска всех сильных шахматных западных программ[**].

К сожалению, система GPS не могла решать реальные задачи, что стало очевидно к концу 60-х годов XX века. И тогда же в Стэнфордском университете группа учёных во главе с Эдвардом Фейгенбаумом (Edward Albert Feigenbaum: 1936) выдвинула совершенно другую стратегию решения проблемы ИИ: вместо поиска универсального решения для любой задачи ИИ, они обратились к опыту человека. Для решения той или иной проблемы в той или иной области человек, прежде всего, обращается к опыту специалиста по данной проблематике и овладевает необходимыми разнообразными умениями и набором специфических правил.

В 1971 г. Э. Фейгенбаум, защитивший степень Ph. D. под руководством Саймона в CIT[***], публикует работу [117] об интерпретаторе для масс-спектрограммы DENDRAL, ставшей прототипом всех экспертных систем. Видимо поэтому в американ-

---

[*] В западной литературе до сих пор можно встретить утверждения, что победа была достигнута за счёт «консультаций шестого чемпиона мира по шахматам Михаила М. Ботвинника».

[**] Первой машиной, спроектированной только для игры в шахматы и игравшей на уровне мастера, была «Belle», законченная в 1983 г. Её создатели Кен Томпсон (Kenneth Thompson: 1943) и Джо Кондон (Joseph Condon). Кен Томпсон является также одним из создателей операционной системы UNIX.

[***] Carnegie Institute of Technology (теперь Carnegy Mellon University).

ской литературе Э. Фейгенбаума нередко называют «отцом» экспертных систем.

В 1976 г. появилась вариация системы DENDRAL для медицинских целей под названием MYCIN, позволившей ставить диагноз и выбрать лечение при заболеваниях, вызванных бактериальной инфекцией, и заболеваниях свёртываемости крови. Автор Эдвард («Тэд») Шортлифф (Edward H. Schortliffe: 1947) ввёл вместо вероятностей так называемые «коэффициенты уверенности», позволявшие прийти к правдоподобным заключениям на основе даже не вполне достоверных данных. Отметим, что как DENDRAL, так и MYCIN были логическими моделями.

В 1980 г. в Польше под руководством В.П. Одинца и Ю.А. Хрощицкого (Juliusz Antoni Chrościcki: 1943) была начата работа по созданию экспертной системы по атрибуции и датировке предметов живописи (AiD). Эта система должна была стать первой в мире сетевой моделью ЭС. Была создана база знаний [118] и начато создание базы данных. К сожалению, события 1980–1981 гг. не позволили закончить тогда работу [119]. В качестве метрики в модели AiD была выбрана «сила связи», определяемая по специальному правилу, предложенному экспертом. Любопытно, что сделанный прогноз 10 параметров того, как должно было выглядеть одно из уничтоженных творений Рубенса (1577–1640) (триумфальная арка), в связи с найденными через три года после публикации статьи в «Artibus» [118] документами, описывающими это произведение, подтвердился полностью по 9 параметрам и наполовину по одному параметру.

Добавим, что экспертные системы являются наиболее быстро развивающимся сегментом коммерческого применения ИИ, в несколько раз пока опережая робототехнику.

С другой стороны, появление в 1982 г. [138] машинной обучающей системы EURISKO (её автор Дуг Ленат (Douglas Lenat: 1950), ученик профессора Э. Фейгенбаума) позволяет надеяться на неограниченные возможности применения роботов и их коммерческий успех.

*　*　*

В заключение этого параграфа приведём краткие биографии некоторых из упомянутых выше и причастных к созданию экспертных систем учёных.

Н. Винер

Норберт Винер родился в университетском городке штата Миссури Коламбия (Columbia) в 1894 г. в семье выходца из Российской Империи (город Белосток – теперь в Польше) Лео Винера. Отец известный полиглот и историк, позже основал в Гарварде первую в Америке кафедру славянской культуры и стал первым в Америке профессором славянской литературы. Л. Винер любил русский язык[*] и эту любовь передал сыну.

Норберт, однако, рано увлёкся математикой. Уже в 1909 г. в возрасте 14 лет Н. Винер получает степень бакалавра по математике. Затем год изучает зоологию в Гарварде, а позже (с 1910 г.) – философию в Корнеллском университете. Вновь вернувшись в Гарвард, Н. Винер в 1913 г. получает степень Ph. D. по математике под руководством логика Карла Шмидта (Karl Schmidt: 1874–

---

[*] Л. Винер перевёл на английский язык 24-томное собрание сочинений Льва Толстого.

1961). В диссертации, в частности, Н. Винер вводит понятие упорядоченной пары[*]. В первой половине 1914 г. Н. Винер путешествует по Европе, встречаясь с Б. Расселом и Г. Харди в Кэмбридже, а с Д. Гильбертом и Эд. Ландау – в Гёттингене. Во время Первой мировой войны Н. Винер, будучи преподавателем в Гарварде, проходит путь от пацифиста до патриота, несколько раз пытаясь вступить в армию, но неудачно (из-за плохого зрения). В 1918 г. Освалд Веблен (Oswald Veblen: 1880–1960)[**] инициирует сотрудничество Н. Винера с Абердинской баллистической лабораторией, основанной в Мэриленде. Из-за антисемитизма, воцарившегося после Первой мировой войны в Гарварде (и в частности, из-за постоянных придирок со стороны влиятельнейшего математика Георга Биркгофа (Birkhoff George David: 1884–1944)[***], Н. Винер перешёл в MIT. В 1926 г. Н. Винер по стипендии Гуггенхайма едет в Гёттинген и Кембридж, изучая броуновское движение и другие стохастические процессы (названные позже Винеровскими), интеграл Фурье, проблему Дирихле и гармонический анализ. Во время Второй мировой войны Н. Винер занимался усовершенствованием орудий противовоздушной обороны средствами оповещения, связи и т.д.

Всё вместе это послужило почвой для создания кибернетики и когнитивной науки. Это способствовало и исследованиям MIT в области нейропсихологии, биофизики нейронных систем и во-

---

[*] Фактически речь идёт о свойствах дуг графа, хотя термин «граф» не упоминается.

[**] О. Веблен был, кстати, научным руководителем А. Чёрча.

[***] В 1925–1926 гг. Г. Биркхоф был Президентом Американского Математического общества. Заметим, что А. Энштейн отмечал антисемитизм Георга Биркгофа.

влечению в эти исследования Уоррена Маккалока и Уолтера Питтса.

После Второй мировой войны Н. Винер отказывается принимать участие в любых проектах, связанных с милитаризацией жизни. Он был горячим сторонником ядерного разоружения и прекращения «холодной войны» с СССР. Умер Н. Винер в 1964 г. в Стокгольме (см. [102]).

*   *   *

А. Розенблат

Артуро Розенблат родился в Мексике в 1900 г., учился в Мехико, затем – в Берлине и Париже, где получил диплом врача. Вернувшись в 1927 г. в Мехико, А. Розенблат преподаёт и занимается исследованиями в области психологии. В 1930 г., получив Гуггенхеймовскую стипендию, едет в Гарвард и тогда же знакомится с Н. Винером.

В 1944 г. А. Розенблат получил должность профессора психологии в Автономном Национальном университете г. Мехико. В 1947–1949 гг. и 1951–1952 гг. А. Розенблат (по гранту Рокфеллера) вновь работает с Н. Винером. Умер А. Розенблат в 1970 г. в Мексике; в том же году вышла его знаменитая книга: «Память и ЭВМ: философия науки» [120].

*   *   *

В 1916 г. в г. Милуоки (штат Висконсин) в еврейской семье инженера – выходца из Германии родился Герман Саймон (1916–2001). По своему влиянию на науку он очень похож на Леонида

Витальевича Канторовича (1912–1986)[*]. Под влиянием младшего брата своей матери (экономиста) Г. Саймон изучает социальные науки в Чикагском университете, получает там степень бакалавра (1936) и Ph. D. (в 1943 г.) по политическим наукам. Одновременно (с 1933 г.) Г. Саймон много внимания уделяет математике. Основным учителем Г. Саймона становится специалист по эконометрии и математической экономике Генри Шульц (Henry Schulz: 1893–1938), эмигрант из Российской Империи, родившийся на территории современной Белоруссии, один из создателей эконометрии[**].

Г. Саймон

С 1939 по 1942 гг. Г. Саймон был директором исследовательской группы Университета Беркли (Калифорния), с 1942 по 1949 гг. – деканом факультета политических наук при Иллинойском технологическом институте. С 1949 г. (и до своей кончины в 2001 г.) Г. Саймон был связан с Карнеги Тех (переименованном позже в Карнеги-Меллон университет). Там он читал различные курсы, включая психологию и компьютерные науки. С 1949 по 1955 гг. Г. Саймон основное внимание уделяет математической экономике, при этом вместе с Дэвидом Хокинсом (David Hawkins: 1913–2002)[***] в 1949 г. получает необходи-

---

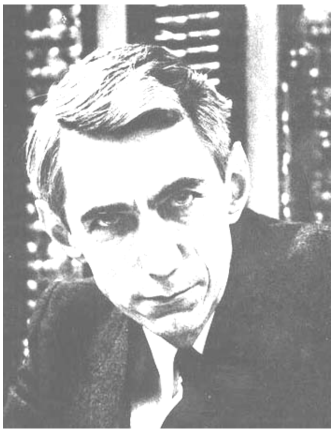
[*] Нобелевский лауреат по экономике (1975 г.) и выдающийся советский математик (см. также выше, начало § 6).

[**] Г. Шульц трагически погиб в возрасте 45 лет вместе со своей семьёй в автокатастрофе около Сан-Диего.

[***] Д. Хокинс родился в Эл-Пасо. Получив степени бакалавра (1934) и магистра (1937) в Стенфордском университете по философии науки и Ph. D. (1940) в Калифорнийском университете (по теории вероятностей) он ста-

мые и достаточные условия существования положительного вектора для решения системы с матрицей «вход-выход» Василия Васильевича Леонтьева (1905–1999) [121], будущего Нобелевского лауреата по экономике (1973 г.). Кстати, с другим Нобелевским лауреатом Т. Купмансом (Tjalling Koopmans: 1910–1985) Г. Саймон работает в 40-е годы в Комиссии по аренде (Cowles Commission). О работе команды NSS говорилось выше. Со своим учеником Эдвардом Фейгенбаумом он развивает EPAM (Elementary Perceiver and Memorizer) – теорию. В 1975 г. Г. Саймон получает премию Тьюринга «за работу по ИИ», а в 1978 г. становится лауреатом Нобелевской премии* по экономике за исследования в области принятия решения в процессах без экономической организации [122].

* * *



К. Шеннон

Как и Г. Саймон, Клод Элвуд Шеннон родился в 1916 г. (и умер в 2001 г.). Мать Клода была учительницей иностранных языков и поэтому очень рано Клод приобщился к их изучению. Однако его призванием с детства было конструирование и математика.

Примером для него служила старшая сестра Катерина, ставшая магистром математи-

---

новится помощником Р. Оппенгеймера в Манхеттенском проекте (создания атомной бомбы). В 1938-1943 гг. он был членом Компартии США. В 1949 г. он сотрудничает с Г. Саймоном по изучению макроэкономики. Из-за начавшейся в 1949 г. в США антикоммунистической истерии Д. Хокинсу было разрешено заниматься лишь подготовкой учителей математики для школ.

* Правильнее эту премию называть «премией памяти А. Нобеля».

ки. В 1932 г. К. Шеннон поступил в Мичиганский университет, став (в 1936 г.) бакалавром по электротехнике и математике. В том же 1936 г. он был принят лаборантом в MIT, где обслуживал аналоговый компьютер Вэнивара Буша (Vannevar Buch: 1890–1974), позволявший решать дифференциальные уравнения до шестого порядка включительно. Его начальником был сам В. Буш, профессор, глава инженерной части MIT, ставший в 1938 г. Президентом Института Карнеги в Вашингтоне[*]. Он посоветовал К. Шеннону заняться генетикой (генетика входила в тематику исследований Института Карнеги), придав ей алгебраический аппарат.

Параллельно К. Шеннон занимается зависимостями в пропускных способностях систем связи с шумами и искажениями в этих системах. В 1940 г. К. Шеннон защищает диссертацию на степень Ph. D. «Алгебра в теоретической генетике». (Руководителем со стороны MIT был алгебраист профессор Фрэнк Л. Хичкок (Frank Lauren Hitchcock: 1875–1957), эксперт в области математической химии и кватернионов.)

Одновременно К. Шеннон защищает магистерскую диссертацию по электротехнике. Академический год 1940/41 К. Шеннон проводит на стажировке в Принстоне, где под руководством Германа Вейля (Hermann Weyl: 1885–1955) оформляет свои идеи относительно теории информации.

Когда США начали принимать участие во Второй мировой войне, К. Шеннон в Лабораториях Белла разрабатывает радио-

---

[*] С 1940 г. В. Буш становится советником Президента США (в то время это был Франклин Делано Рузвельт (Franklin Delano Roosevelt: 1882–1945)) по науке.

технические устройства по обнаружению самолётов (а позже и ракет) противника.

В 1948 г. выходит знаменитая статья К. Шеннона «Математическая теория связи» [127], ставшая одним из краеугольных камней в развитии информатики, или, как теперь модно говорить, инфоноосферы [141]. Разумеется, эта работа важна и для ИИ.

Задачи, связанные с передачей информации по «защищённому» каналу, привели ещё в 1943 г. К. Шеннона к идее связи проблем передачи информации с криптологией [128]. По этому поводу К. Шеннон вступает тогда же в контакт с А. Тьюрингом. Напомним также, что ещё в 1937 г. К. Шеннон представил работу (магистерская диссертация) о представлении булевских функций с помощью релейно-контактных схем. (Работа была опубликована год спустя [126]). Этот результат был получен в СССР раньше (1934/1935 г.), но публикация Виктора Ивановича Шестакова (1907–1987) задержалась до 1941 г. [124], [125]. О работах К. Шеннона по программированию шахматной игры уже говорилось выше.

* * *

Последний, о ком мы расскажем, – это «отец» экспертных систем Эдвард Альберт Фейгенбаум. Э. Фейгенбаум родился в 1936 г. в Уихокен (Weehawken, штат Нью Джерси). Он окончил в Питтсбурге Технологический Институт Карнеги (ныне Carnegie Mellon University) и получил звание инженера (в 1956 г.).

Диссертацию на степень Ph. D. Э. Фейгенбаум писал под руководством Г. Саймона (защитил в 1960 г.), а к концу 60-х годов им и была создана система DENDRAL [130]. Позже Э. Фейгенбаум стал создателем энциклопедии «Карманная книга Искусственного Интеллекта». В течение многих лет профессор Э. Фейгенбаум был деканом факультета компьютерных наук и директором Вычислительного центра Стэнфордского Университета. Он был также Президентом Американской Ассоциации Искусственного Интеллекта. В 1994–1997 гг. Э. Фейгенбаум был главным научным специалистом Военно-Воздушных сил США [102].

* * *

В заключение этого параграфа остановимся на двух принципиальных моментах – 1) машине вывода и 2) автоматизированном процессе извлечения знаний.

Как известно, машина вывода работает не всегда с точными данными. При этом для обработки этих данных применяют либо а) байесовскую логику, либо б) нечёткую логику, либо в) многозначную логику, либо г) коэффициенты «уверенности». Но не только этим рознятся машины вывода.

Они разнятся цепочкой рассуждений: либо «прямой» – когда идут от данных к гипотезам, либо «обратной» – когда ищут данные для доказательства или опровержения гипотезы. В 1983 г. Крис Нейлор (Chris Naylor) в работе «Как построить собственную экспертную систему» [131] попытался соединить оба подхода.

Что касается автоматизированного процесса извлечения знаний, то здесь ещё остаётся широкое поле деятельности.

В работе 1984 г. [132] Ричард Форсайт (Richard Forsyth) попробовал применить дарвиновскую систему естественного отбора для создания и усиления правил классификации (кратко

BEAGLE)[*], т.е. создал биологический эволюционный алгоритм, порождающий логические выражения.

В этой связи напомним, что Сергей Юрьевич Маслов дал метод построения машинных алгоритмов поиска логического вывода (для любых!) логических исчислений (а не только предикатов) ещё в 1967 г. (ДАН СССР, т. 172, № 1), а подробно – год спустя [133].

В заключение этого параграфа и III главы добавим, что обширная литература по проблемам искусственного интеллекта (до 1987 г.) содержится в книге Ж.-Л. Лорьера [89].

Упражнения 14. 1.

1. Дана таблица по 100 умершим людям:

	Продолжительность жизни		Всего
	> 75 лет	≤ 75 лет	
Курящие (чел.)	19	34	53
Некурящие (чел.)	24	23	47
Всего	43	57	100

Пользуясь формулами Байеса, найти апостериорные шансы курящего мужчины прожить долгую жизнь (> 75 лет), если

Пол	Продолжительность жизни		Всего
	> 75 лет	≤ 75 лет	
Женщины (чел.)	34	36	60
Мужчины (чел.)	20	20	40
Всего	44	56	100

---

[*] Biological Evolutionary Algorithm Generating Logical Expressions

2. Дайте определение нечёткого множества и приведите примеры.

3. Дайте определение многозначной[*] логики (*n := 3, 4, 5*) и приведите примеры.

4. Напомним, что коэффициент уверенности (КУ) = разности между двумя мерами:

КУ[h:e] = MD[h:e] – MHD[h:e], где

КУ[h:e] – уверенность в гипотезе h с учётом свидетельств e;

MD[h:e] – мера доверия h при заданном e;

MHD[h:e] – мера недоверия гипотезе h при свидетельствах e.

Перед заключением к главе III отметим, что обширная КУ[h:e] может изменяться от (– 1) = абсолютная ложь, до (+ 1) = абсолютная истина, а MD[h:e] $\subset$ [0, 1], MHD[h:e] $\subset$ [0, 1]. Приведите примеры коэффициентов уверенности, включая крайние значения.

Заключение (к главе III)

Читатель, «добравшийся» до заключения, может резонно спросить: почему автор, говоря об искусственном интеллекте, не коснулся пяти изобретений Семёна Николаевича Корсакова (1787–1853) по ИИ в России. Не вступая в полемику, приведу

---

[*] Напомним, что творцом многозначной логики был польский логик Ян Лукашевич (Łukaśzewicz Jan: 1878–1956).

фрагмент решения Академии Наук от 24 октября 1832 г., подписанного академиками Остроградским, Купфером, Брандтом и профессором Парретом[*]: «... Показав, таким образом, что это новое изобретение отнюдь не применимо к наукам, члены Комиссии всё же отдают должное остроумию, сообразительности и изобретательности автора…»

Можно сделать вывод, что С.Н. Корсаков фактически своими изобретениями констатировал **потребность в базе знаний**, а члены Комиссии резонно указали, что для каждой науки (а, значит и задачи, решаемой этой наукой), нужен свой эксперт (см. [22]).

---

[*] Остроградский Михаил Васильевич (1801–1867), академик-математик, Купфер Адольф Яковлевич (1799–1865), академик по минералогии, Брандт Фёдор Фёдорович (1802–1879), экстраординарный академик зоологии, Паррет Иван Егорович (1791–1841), врач и естествоиспытатель, заведующий кафедрой физики Дерптского университета (по состоянию на 24.10.1832 г.).

Библиографический список

Основной

[1] The Oxford English Dictionary. (Second Edition) Vol's 1 – 20; Edited by John Simpson and Edmund Weiner. – Oxford: Oxford University Press, 1989.

[2] Большой Англо-Русский словарь / Под руков. И.Р. Гальперина и Э.М. Медниковой: в 2-х т. – М.: Русский язык, 1988.

[3] Одинец В.П. Зарисовки по истории математики. – Сыктывкар: Изд-во КГПИ, 2005. – 232 с.

[4] Депман И.Я. История арифметики. – М.: Гос. уч.-пед. изд-во, 1959. – 432 с.

[5] Price Derek J. de Solla. An Ancient Greek computer // Scientific American. (June 1959). – P. 60–67.

[6] Pastore G. Atikythera El Regoli Calcolatori. – Rome: 2006. – 73 p.

[7] Апокин И.А., Майстров Л.Е. Развитие вычислительных машин. – М.: Наука, 1974. – 309 с.

[8] Апокин И.А., Майстров Л.Е. История вычислительной техники. – М.: Наука, 1990. – 263 с.

[9] Ланина Э.П. История развития вычислительной техники. – Иркутск: Изд-во ИрГТУ, 2001. – 167 с.

[10] Исаков В.Н. Элементы численных методов. – М.: Академия, 2003. – 189 с.

[11] Таненбаум Э. Архитектура компьютера. 5-е изд. – СПб: Питер, 2010. – 843 с.

[12] Апокин И.А., Майстров Л.Е., Эдлин И.С. Чарльз Бэббидж. – М.: Наука, 1981.

[13] Фихтенгольц Г.М. Курс дифференциального и интегрального исчисления. – М.: Физматлит, 1962. – Т. 2. – 807 с.

[14] Большая Советская энциклопедия. Т. 48 / Гл. ред. Б.А. Введенский. – М.: Изд-во Большая Советская Энциклопедия, 1957. – 701 с.

[15] Старцев П.А. Очерки истории астрономии в Китае. – М.: Госизд. физ-мат. лит-ры, 1961. – 156 с.

[16] Jackson A.S. Analog Computation. – London & NewYork: Mc Graw – Hill, 1960.

[17] Marguin J. Histoire des instruments et machines à calculer – Trois siècles de mécanique pensante, 1642 – 1942. – Paris: Hermann, 1994.

[18] Залгаллер В.А. Выпуклые многогранники с правильными гранями / Записки научных семинаров ЛОМИ. Т. 2. – Ленинград: Наука, 1967. – 220 с.

[19] Mollenhoff C.R. Atanasoff: Forgotten Father of the Computer. – Ames (Iowa): Iowa State University Press. (1988).

[20] Дашевский Л.Н., Шкабара Е.А. Как это начиналось. – М.: Знание, 1981. – 64 с.

[21] Detlefsen M. Polnische Rechenmaschinenerfinder des 19 Jahrhunderts. Ein wenigbekanntes Kapitel polnischer Wissenschaftsgeschichte // Wissenschaft und Fortschritt. – T. 26. № 2 (1976). – S. 86–91.

[22] Кольман Э., Радовский М.И. Из истории вычислительных устройств. (По материалам Архива АН СССР) // Историко-математические исследования. – Т. 14. – М.: Наука, 1961. – С. 550–586.

[23] Одинец В.П. К 200-летию со дня рождения создателей вычислительных машин, представленных к Демидовской премии, Х.З. Слонимского и Г. Куммера // Вестник Сыктывкарского университета. Сер. 1. Вып. 13 (2011). – С. 137–144.

[24] Ананьева О.А. Счислитель Куммера // Памятники науки и техники в музеях России. Вып. 4. – М.: Наука, 2005. – С. 14–17.

[25] Малиновский Б.Н. История вычислительной техники в лицах. – К.: КИТ, ПТОО «А.С.К», 1995. – 384 с.

[26] Владимиров В.С. Математика и создание первых образцов атомного оружия. Интервью от 17 октября 2008 г. – М.: Агентство PRoAtom. – 14 с.

[27] Пройдаков Э, Ливеровский А. Дальше так нельзя. (Интервью с академиком В.С. Бурцевым) // PC WEEK, 2003. 14 мая.

[28] Одинец В.П. О некоторых стереотипах при изложении истории информатики // Некоторые актуальные проблемы современной математики и математического образования. Герценовские чтения – 2011. Т. LXIV. – СПб.: Изд-во БАН, 2011. С. 193–198.

[29] Очерки истории информатики в России // Сб. научн. трудов. – Новосибирск: Научно-изд. Центр ОИГГ РАН, 1998.

[30] Post E.L. Finite combinatore processes-formulation 1 // The Jour. of Symbolic Logic. T. 1. № 3 (1936) – P. 103–105. (В русском переводе: Эмиль Л. Пост. – Финитные комбинаторные процессы, формулировка 1. – в книге [31], с. 83 – 88.)

[31] Успенский В.А. Машина Поста. – М.: Знание, 1988. – 96 с.

[32] Chups A. An unsolvable problem of elementary number theory // Amer. J. Math. – 1936. – V. 58. № 2. – P. 345–363.

[33] Gödel K. Über formal unentscheidbare Sätze der Principia Mathematica und vervandter Systeme I. // Monatsheft Math. Phys. – Bd. 38, H. 1 (1931). – S. 173 – 198.

[34] Turing A. On computable numbers, with an application to the Entscheidungsproblem // Proc. London Math. Soc., Ser. 2. – V. 42. № 3 – 4 (1936). – P. 230 – 265.

[35] Turing A. A correction // Proc. London Math. Soc., Ser. 2. – V. 43. № 7 (1937). – P. 544 – 546.

[36] Исаков В.Н., Исакова В.В. Алгоритмизация и программирование: методические аспекты // Информатика и образование. – № 2 (1995). – С. 44 – 48.

[37] Драгалин А.Г. Математический интуиционизм. Введение в теорию доказательств. – М.: Наука, 1979.

[38] Von Neumann J. Zur Theorie der Gesellschaftsspiele // Math. Ann., 100 (1928). – S. 295 – 320. (В русском переводе: Дж. фон Нейман. К теории стратегических игр / Матричные игры. – М.: Физматлит, 1961.)

[39] Banach S., Tarski A. Sur la decomposition des ensembles de points en parties respectivement congruentes // Fundamenta Mathematicae. – № 6 (1924). – S. 244–277.

[40] Ященко И.В. Парадоксы теории множеств // Матем. просвещение. – Вып. 20. – 2002. – 40 с.

[41] Hausdorff F. Bemerkungen über den Inhalt von Punktmengen // Mathem. Annalen. – Vol. 75 (1914). – S. 428 – 434.

[42] von Neumann J. The Mathematical Foundations of Quantum Mechanics. – Princeton: Princeton Univ. Press, 1932.

[43] von Neumann J., Morgenstern O. Theory of Games and Economic Behavior. – Princeton: Princeton Univ. Press, 1944.

[44] Марков А.А. Теория алгорифмов // Тр. МИАН СССР. Т. 38 (1951). – С. 176–179. (См. также: Марков А.А. Избранные труды. Т. II. – М.: Изд-во МЦНМО, 2003. – С. 32 – 43).

[45] Одинец В.П., Поспелов М.В. Введение в теорию алгоритмов: учебное пособие. – Сыктывкар: Изд-во КГПИ, 2006. – 140 с.

[46] Марков А.А. Теория алгорифмов // Тр. МИАН СССР. Т. 42 (1954). – С. 3–375.

[47] Вейль Г. О философии математики. – М.; Л.: ГТТИ, 1934. – 128 с. (Перев. с немецкого А.П. Юшкевича).

[48] Гейтинг А. Интуиционизм. – М.: Мир, 1965. (Перев. с англ.: Heyting A. Intuitionism. An Introduction. – Amsterdam: North-Holland Publishing Co., 1965.)

[49] Ловягин Ю.Н. Исчисление бесконечно малых Г.В. Лейбница в современном изложении, или Введение в нестандартный анализ А. Робинсона. – Сыктывкар: Изд-во Сыкт. лесн. ин-та, 2001. – 163 с.

[50] Davis M. Emil L. Post: His Life and Work // Solvability, Provability, Definability. The Collected Works of Emil Post (Ed. Davis M.) – Birkhäuser: 1994. – P. xi – xxviii.

[51] Dawson J. Logical dilemmas: The life and work of Kurt Gödel. – Wellesley MA: AK Peters, 1997.

[52] Britton J.L., Ince D.C. and Sanuders P.T (eds). Collected works of A.M. Turing. Vol. 1–3. – Amsterdam: North-Holland, 1992.

[53] Turing S. Alan M. Turing. – Cambridge: Cambridge Univ. Press, 1959.

[54] Aspray W. John von Neumann and the Origins of Modern Computing. – Cambridge. – Cambridge (Mass.): MIT Press, 1990.

[55] Нагорный Н.М. Андрей Андреевич Марков и его конструктивное направление в математике // А.А. Марков. Избранные труды. – Т. 1 / Сост. Н.М. Нагорный. – М.: Изд-во МЦНМО, 2002. С. V – XLVIII.

[56] Kleene S.K. General recursive function of natural numbers // Math. Ann., Bd. 2. 112 (1936). – P. 727 – 742.

[57] Клини С. Введение в метаматематику. – М.: ИЛ, 1957. (Перев. с англ.: Kleene S.K. Introduction to Metamathematics.– Amsterdam: D. Van Nostrand, 1952).

[58] O'Connor J.J., Robertson E.F. Stephen Cole Kleene. MacTutor History of Mathematics archive. – St. Andrews (Scottland): University of St. Andrews, 1997.

[59] Ackermann W. Philosophische Bemerkungen zur mathematischen Logik und zur mathematischen Grundlagenforschung. – Ratio, Band 1, (1957).

[60] Péter R. Rekursive Funktionen in der Computer Theorie. – Budapest, 1976.

[61] Володин И.А., Кузнецов В.Е., Фоменко А.Т. О проблеме алгоритмического распознавания стандартной трёхмерной сферы // УМН. Т. 29. № 5 (1974). – С. 71 – 168.

[62] Марков А.А. О конструктивной математике // Тр. МИАМ. Т. 67 (1962). – С. 8–14. (или Марков А.А. Избранные труды. – М.: Изд-во МЦНМО, 2008. – Т. 2. – С. 194–200).

[63] Цейтин Г.С. Алгорифмические операторы в конструктивных метрических пространствах // Тр. МИАМ. Т. 67 (1962). – С. 295–361.

[64] Новиков П.С. Об алгоритмической неразрешимости проблемы тождества // Доклады АН СССР. – Т. 85. – № 4 (1952). – С. 709 – 712.

[65] Новиков П.С., Адян С.И. О бесконечных периодических группах. I, II, III // Изв. АН СССР. Сер. матем., 32:1 (1968). – С. 212 – 244; 32:2 (1968). – С. 251 – 524; 32:3 (1968). – С. 709 – 731.

[66] Маслов С.Ю. Представление перечислимых множеств локальными исчислениями // Труды МИАМ, 93 (1967). – С. 43 – 49.

[67] Tarski A. A decision method for elementary algebra and geometry. – Santa Monika (CA): RAND Corp., 1948.

[68] Davis M. Arithmetical problems and recursively enumerable predicates // Journal of Symbolic Logic, 18 №1 (1953). – P. 33 – 41.

[69] Davis M., Putnam H., Robinson J. The decision problem for exponential Diophantine equations // Annals of Mathem. – Vol. 74. – № 3 (1961). – P. 425 – 436. (Русск. перев. Сб. «Математика». Т. 8. – № 5 (1964). – С. 69 – 79).

[70] Матиясевич Ю.В. Диофантовость перечислимых множеств // Доклады АН СССР. – Т. 191. – № 2. – 1970. – С. 279 – 282.

[71] Матиясевич Ю.В. Десятая проблема Гильберта. – М.: Наука: Физматлит, 1993. – 223 с.

[72] de Gaynesford M. Hilary Putnam. – Kingston (Ontario): Mc Gill – Queens Univ. Press., 2006.

[73] Feferman S. Julia Bowman Robinson, 1919–1985. – Biographical Memoirs, 63 – Washington, DC: National Academy of Sciences, 1994. – P. 425–479.

[74] Мальцев А.И. Алгебраические системы. – М.: Наука, 1970. – 391 с.

[75] Одинец В.П., Шлензак В.А. Избранные главы теории графов / Перев. с польск. – М.; Ижевск: Изд-во регул. и хаотич. Динамика, 2009. – 504 с.

[76] Курош А.Г. Анатолий Иванович Мальцев (к пятидесятилетию со дня рождения) // УМН, 14:6 (1959). – С. 203–211.

[77] Mints G. An exception from a foreword to the English edition of the book: "Voprosy Kibernetiki", No 131. (1987) // Amer. Math. Soc. Transl. Ser. 2. – Vol. 178 – Providence (RI): AMS, 1997.

[78] Вершик А.М. Потайной дайджест времён застоя // Звезда. 1991. – № 1. – С. 165–170.

[79] Морозова Е.А., Петраков И.С. Международные математические олимпиады. – М.: Просвещение, 1971. – 254 с.

[80] Tarski A. Sur les ensembles définissables de number reels. I. // Fundamenta Mathematical. – T. 17 (1931). – A. 210 – 239.

[81] Tarski A. Der Wahrheitsbegriff in den formalisierten Sprachen // Studia Philosophia, 1 (1936). – S. 261 – 405.

[82] Givant S. Bibliography of Alfred Tarski // Journal of Symbolic Logic, 51 (1986). – S. 913 – 941.

[83] Хопкрофт Дж., Мотвани Р., Ульман Д. Введение в теорию автоматов. – М.: Вильямс, 2002. – 528 с. (Перев. с англ.: Introdaction to Automate Theory, Languages and Computation.)

[84] Николенко С. P=? NP // Компьютерра. – 2006. – № 6. 14 февраля.

[85] Dennis Sh., Lazer C. Out of Their Minds: The Lives and Discoveries of 15 Great Computer Scientists. – Berlin-New York: Springer, 1995.

[86] Hilts P.J. Scientific Temperaments: Three Lives in Contemporary Science. Legenthy profiles of John Mc Carthy, physicist Robert R. Wilson and geneticist Mark Ptashne. – Simon and Schuster, 1982.

[87] Mc Carthy J., Hayes P.J. Some philosophical problem from the standpoint of artifical intelligence // Machine Intelligence, 4 (1969). – Edinburg: Edinburg University Press. – P. 463 – 502.

[88] Griffiths P., Spencer D., Whitehead G. Solomon Lefschetz. A Biographical Memoir. – Washigton D.C. – National Academy of Scieces, 1992. – P. 271 -313.

[89] Лорьер Ж.-Л. Системы искусственного интеллекта / Пер. с франц. – М.: Мир, 1991. – 568 с.

[90] Peano G. Arithmetices principia nova methoda exposita. – Turin: Bocca, 1889.

[91] Grassman H. Lehrbuch der Arithmetik. – Berlin: Enslin, 1861.

[92] Tarski A. The concept of truth in formal languages // Stud. Philos. (Warsaw). – 1 (1935). – P. 261 – 405.

[93] Church A. A note on the Entscheiedigungsproblem // J. Symb. Logic. – 1 №1 (1936). – P. 40 – 41.

[94] Маслов С.Ю. Обратный метод установления выводимости в классическом исчислении предикатов // Доклады АН СССР. – Т. 159. – № 1 (1964). – С. 17–20.

[95] Братко И. Алгоритмы искусственного интеллекта на языке PROLOG. – М.: Вильямс, 2004. – 640 с.

[96] Horn A. On sentences which are true of direct unions of algebras // Journal of Symbolic Logic. – 16 (1951). – P. 14 – 21.

[97] Уинстон П. Искусственный интеллект. Artifical Intelligence. М.: Мир, 1980. – 520 с.

[98] Смолин Д.В. Введение в искусственный интеллект: Конспект лекций. – М.: Физматлит, 2004. – 208 с.

[99] Minskiy M., Papert S. Perceptrons. – MIT Press, 1969.

[100] Minskiy M., Papert S. Artifical Intelligence. – Univ. of Oregon Press, 1972.

[101] Розенблатт Ф. Принципы нейродинамики. Перцептроны и теория механизмов мозга / Пер. с англ. – М.: Мир, 1965. – 480 с.

[102] Henderson H. A to Z of Computer Scientists. – New York: Facts on File, 2003. – 208 p.

[103] Гаврилова Т.А., Хорошевский В.Ф. Базы знаний интеллектуальных систем: учебник. – СПб: Питер, 2000.

[104] Экспертные системы. Принципы работы и примеры / Под ред. Р. Форсайта; Пер. с англ. – М.: Радио и связь, 1987. – 223 с.

[105] Wiener N., Rosenblueth A., Bigelow J. Behavior, purpose and teleology // Philos. Sci., 10 (1943). – P. 18 – 24.

[106] Wiener N. Cybernetics, or Control and Communication in the Animal and the Machine. (Actuelitês Sci. Ind. No 1053). – Paris: Hermann and Cie, 1948. (Переизд.: Cambridge, (Mass): The MIT Press; New York: Wiley).

[107] Gentzen G. Die Widerspruchenfreiheit der reinen Zahlentheorie // Mathem. Annalen, Bd. 12 (1936). – S. 493 – 565.

[108] Menzler-Trott E. Gentzens Problem: Mathematische Logik in nationalsozialistischen Deutschland. – Berlin: Birkhauser Verlag, 2001.

[109] Urquhart A. Emil Post // Handbook of the History of Logic. – Vol. 5. (Logic from Russell to Church.) – P. 429 – 478.

[110] Post E.L. Introduction to a general theory of elementary propositions // American Journal of Math., 43 (1921). – P. 163 – 185.

[111] Горлицкая С.И., Кузнецова И.Н., Литвин Ф.Д. Образовательные среды LOGO и LEGO // Компьютерные инструменты в образовании. – СПб: Изд-во ЦПО «Информатизация образования». – 1999. – № 5. – С. 65 – 70.

[112] Rosenblatt F. The PERCEPTRON: a Percejving and Recognizing Automaten. – New York, Cornell Aeronautical Lab. (1957).

[113] Mc Culloch W., Pitts W. A logical calculus of ideas imminent in nervous activity // Bull. of Mathematical Biophysics, 5 (1943). – P. 115 – 133.

[114] Shannon C. Programming a Computer for Playng Chess // Philosophical Magazin. – Ser. 7. – Vol. 41. – № 314 (1950).

[115] Ботвинник М.М. Алгоритм игры в шахматы. – М.: Наука, 1968.

[116] Bernstein A., Roberts M. Computer vs Chess-Player // Scientific American. – Vol. 198 (1958). – P. 96 – 105.

[117] Feigenbaum E. On generality and problem solving. – Machine Intelligence, 6 (1971).

[118] Chrościcki J.A., Odinec V.P. (= Odyniec W.P.). On Direct Graph Models of Influences in Art Theory // Artibus et Historiae. – Venezia – Wien: IRSA-LICOSA, № 3 (1980). – P. 113 – 130.

[119] Odyniec W.P. The first expert system for painting ascription and dating: to the history of creation // L'Europe moderne-nouveau monde, nouvelle civilization. – Warszawa: Arx Regia, 2009. – Pp. 216 – 217.

[120] Rosenblueth A. Mind and Brain: A Philosophy of Science. – MIT Press, 1970.

[121] Hawkins D., Simon H.A. Some Conditions of Macroeconomic Stability // Econometrica, XVII, (1949). – Pp. 245 – 248.

[122] Simon H.A. Models of My Life. (Basic Books, Sloan Foundation Series) – 1991.

[123] Шеннон К. Работы по теории информации и кибернетике. – М.: Изд-во иностр. лит., 1963. – 830 с.

[124] Шестаков В.И. Алгебра двухполюсных схем, построенных исключительно из двухполюсников (алгебра А-схем) // Автоматика и телемеханика. – 1941. – № 2. – С. 15 – 24.

[125] Шестаков В.И. Алгебра двухполюсных схем, построенных исключительно из двухполюсников (алгебра А-схем) // Журнал технической физики. – 1941. – Т. 11. – № 6. – С. 532 – 549.

[126] Shannon C.E. A Symbolic Analysis of Relay and Switching Circuits (MSThesis). – Massachusetts Institute of Technology, Dept of Electrical Engineering, (Aug. 10, 1937). (Published in Transaction of the Amer. Inst. of Electrical Engineers. – Vol. 57 (1938). – P. 713 – 723.

[127] Shannon C.E. A Mathematical Theory of Communication // Bell System Technical Journal. – Vol. 27 (1948). – Pp. 379 – 423; 623 – 656.

[128] Shannon C.E. Communication Theory of Secrecy Systems– Bell System Technical Journal, Vol. 28 (1949). – P. 657 – 724.

[129] Bowker R.R. Papert Seymour A. // American Men and Women of Science. – 1998/99. – P. 1056.

[130] Feigenbaum E.A., Buchanan B.G. and Lederberg J. On generality and problem solving: a case using the DENDRAL program in Machine Intelligence, 6. – Edinburg University Press, (1971). – p. 165 – 190.

[131] Naylor C. Build Your Own Expert System. – Chichester: Sigma Technical Press. (John Wiley), 1983.

[132] Forsyth R. BEAGLE: a Darwinian approach to pattern recognition. – Kybernets, 10 (1984).

[133] Маслов С.Ю. Обратный метод установления выводимости для логических исчислений // Тр. МИАН СССР. – Т. 98 (1968). – С. 26 – 87.

[134] Кнут Д.Э. Искусство программирования. Т. 1. Основные алгоритмы. – М.: Вильямс, 2000. – 692 с.

[135] Кнут Д.Э. Искусство программирования. Т. 2. Получисленные алгоритмы. – М.: Вильямс, 2003.

[136] Кнут Д.Э. Искусство программирования. Т. 3. Сортировка и поиск. – М.: Вильямс, 2007.– 824 с.

[137] Кнут Д.Э. Искусство программирования. Т. 4. Вып. 2. Генерация всех кортежей и перестановок. – М.: Вильямс, 2008. – 570 с.

[138] Lenat D. Eurisko: a program that learns new heuristics and domain concepts. – Artificial Intelligence, 21 (1982).

[139] Романовский И.В. Дискретный анализ. 3-е изд. – СПб: Невский Диалект: БХВ – Петербург, 2004. – 320 с.

[140] Старобогатов Р.О., Румянцев И.А. Квантовые компьютеры // Информационные системы и технологии. № 1 (2) – СПб.: Изд-во «Парк Ком», 2010. – С. 110 – 115.

[141] Юсупов Р.М. Информатизация как мощный фактор интеграции науки и образования // Мировые модели взаимодействия науки и высшего образования // Материалы Межд. научн. конф. 1 – 3 июля 1996 г. – СПб: Изд-во СПбГТУ, 1997. – С. 91 – 98.

Именной указатель

Предметный указатель

Учебное издание

В.П. Одинец

Зарисовки по истории компьютерных наук

Учебное пособие (в трех частях)

Часть I

Редактор *Л.Н. Руденко*
Компьютерный макет *А.А. Ергакова*

Подписано в печать 5.08.2011. Гарнитура Times New Roman.
Формат 60x84/16. Тираж 200 экз. Печать ризографическая.
Заказ № 56. Усл. печ. л. 11,6. Уч.-изд.л. 5,5.

Редакционно-издательский отдел
Коми государственного педагогического института
167982. Сыктывкар, ул. Коммунистическая, 25