Дисциплина: **Теория алгоритмов**

специальность: **информатики**

курс, группа: **3 к 1 г**

форма обучения: **заочная**

**5 семестр (сессия)**

период проведения занятий, вид занятий, кол-во часов:

-**17 октября 2020 г.**: Пр 4 часа, оф-лайн

-**21 октября 2020 г.**: Пр 2 часа, Конс. 2 часа, оф-лайн

-**26 октября 2020 г.**: Конс. 1,6+0,4 часа, Экзамен, он-лайн

преподаватель: **Астахов В.К.**

электронная почта преподавателя: **vadast@mail.ru**

**Литература:**

**Основная:**

1. Брыкалова, А. А. Теория алгоритмов: учебное пособие / А. А. Брыкалова. — Ставрополь: Северо-Кавказский федеральный университет, 2016. — 129 c. — ISBN 2227-8397. — Текст: электронный // Электронно-библиотечная система IPR BOOKS : [сайт]. — URL: http://www.iprbookshop.ru/69440.html (дата обращения: 10.10.2019). — Режим доступа: для авторизир. пользователей
2. Макоха А.Н. Математическая логика и теория алгоритмов [Электронный ресурс]: учебное пособие / А.Н. Макоха, А.В. Шапошников, В.В. Бережной. —Ставрополь: Северо-Кавказский федеральный университет, 2017. — 418 c. — 2227-8397. —Режим доступа: http://www.iprbookshop.ru/69397.html
3. Красновидов А.В. Теория языков программирования и методы трансляции [Электронный ресурс]: учебное пособие / А.В. Красновидов. — Электрон. текстовые данные. — М.: Учебно-методический центр по образованию на железнодорожном транспорте, 2016. — 177 c. — 978-5-89035-906-3. — Режим доступа: http://www.iprbookshop.ru/58012.html (гриф)

**Дополнительная литература:**

1. Зюзьков, В. М. Математическая логика и теория алгоритмов: учебное пособие / В. М. Зюзьков. — Томск: Томский государственный университет систем управления и радиоэлектроники, Эль Контент, 2015. — 236 c. — ISBN 978-5-4332-0197-2. — Текст: электронный // Электронно-библиотечная система IPR BOOKS: [сайт]. — URL: http://www.iprbookshop.ru/72122.html (дата обращения: 10.10.2019). — Режим доступа: для авторизир. пользователей
2. Перемитина, Т. О. Математическая логика и теория алгоритмов: учебное пособие / Т. О. Перемитина. — Томск: Томский государственный университет систем управления и радиоэлектроники, 2016. — 132 c. — ISBN 2227-8397. — Текст: электронный // Электронно-библиотечная система IPR BOOKS: [сайт]. — URL: http://www.iprbookshop.ru/72121.html (дата обращения: 10.10.2019). — Режим доступа: для авторизир. пользователей
3. Поднебесова, Г. Б. Теория алгоритмов: практикум / Г. Б. Поднебесова. — Челябинск: Южно-Уральский государственный гуманитарно-педагогический университет, 2017. — 91 c. — ISBN 978-5-906908-75-9. — Текст: электронный // Электронно-библиотечная система IPR BOOKS: [сайт]. — URL: http://www.iprbookshop.ru/83880.html (дата обращения: 10.10.2019). — Режим доступа: для авторизир. пользователей

**Интернет- ресурсы**

1. Библиотека публикаций и форумы по разработке и применению информационных систем [Электронный ресурс]: раздел Информационные технологии. — Электрон. дан. — Режим доступа: http://www. sql.ru
2. Библиотека публикаций по применению систем управления бизнес–процессами [Электронный ресурс]: раздел Информационные технологии. — Электрон. дан. — Режим доступа: http://www. bpms.ru
3. Видео лекции по теории алгоритмов [Электронный ресурс]: яндекс видео, учебный видеокурс. — Электрон. дан. — Режим доступа: https://yandex.ru/video/search?
4. Научная электронная библиотека eLIBRARY.ru [Электронный ресурс]: раздел Информационные технологии. — Электрон. дан. — Режим доступа: http://www.elibrary.ru/ defaultx.asp
5. Научная электронная библиотека IPRbooks.ru [Электронный ресурс]: раздел Информационные технологии. — Электрон. дан. — Режим доступа: http://www. iprbooks.ru (по паролю)
6. Научная электронная онлайн-библиотека Порталус [Электронный ресурс]: раздел Информационные технологии. — Электрон. дан. — Режим доступа: http://www. portalus.ru

Управление ИТ. Библиотека и форум. [Электронный ресурс]: раздел Информационные технологии. — Электрон. дан. — Режим доступа: http://[www.osp.ru/itsm](http://www.osp.ru/itsm/)

**Задания по темам и датам**

| **дата, время** **занятия** | **вид****занятия** | **кол-во часов** | **вопросы для изучения и обсуждения** | **контрольные вопросы, задания** |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 17.10.202011.10-14.40 | Пр 1,2 оф-лайн | 4 | 1.Алгоритмы2.Вычислимые функции.  | 1.Изучить теоретический материал по теме занятия, представленный ниже, и рекомендованную литературу по вопросам занятия. 2.Выполнить практические задания №1-19, представленные ниже в данном файле после теоретического материала.(присылать материалы преподавателю для проверки НЕ НУЖНО) |
| 21.10.202009.35-11.05 | Пр 3, оф-лайн |  2 | 3.Формальная теория вычислимости4.Машина Тьюринга  | 1.Изучить теоретический материал по теме занятия, представленный ниже, и рекомендованную литературу по вопросам занятия. 2.Выполнить практические задания №20-39, представленные ниже в данном файле после теоретического материала.(присылать материалы преподавателю для проверки НЕ НУЖНО) |
| 21.10.202011.10-12.40 | Консультация, оф-лайн | 2 | 5.Машины с неограниченными регистрами | 1.Изучить теоретический материал, представленный ниже, и рекомендованную литературу по вопросам занятия. 2.Выполнить практические задания №40-60, представленные ниже в данном файле после теоретического материала(присылать материалы преподавателю для проверки НЕ НУЖНО) |
| 26.10.202009.35-11.05 | Консультация, Экзамен он-лайн | 2 | Перечень вопросов к экзамену по дисциплине «Теория алгоритмов» | Перечень вопросов к экзамену по дисциплине находится на сайте во вкладке: Студенту. Далее: Вопросы к зачетам и экзаменам-Прикладная информатика (бакалавриат)-Полный перечень вопросов и заданий (Cкачать. ZIP). Затем в скачанном списке ищем дисциплину «Теория алгоритмов» и открываем файл в word. |

**Рекомендации и требования к выполнению заданий**

Изучить теоретический материал и выполнить практические задания. Для подготовки использовать рекомендованную литературу и теоретический материал, представленным ниже. Дополнительно отчитываться и присылать материал преподавателю не надо.

Краткий конспект лекции по дисциплине:

**Материалы для практических занятий**

**1.Алгоритмы**

## Прописные истины теории алгоритмов

По прочтении глав, касающихся анализа и проектирования программ, у читателя должно сложиться мнение, что программирование – скорее **ремесло**  с набором известных рекомендаций и приемов, нежели точная наука. Формальные методы касаются только некоторых частностей, например, оценки производительности (трудоемкости), обоснования правильности программ. Тем не менее, существует такая отрасль математики как **теория алгоритмов**, которая возникла еще до появления компьютеров. Возникает резонный вопрос: какое отношение имеет теория алгоритмов к практике программирования?

Как это не странно, теория алгоритмов ничего не говорит о том, как разрабатывать программы. Ее выводы касаются, прежде всего, **потенциальных возможностей и ограничений,** которые заложены в привычном нам понятии «компьютерная программа». Теория алгоритмов в свое время (как раз на заре появления компьютеров, когда идеи программного управления, как говорится, «носились в воздухе») обосновала основные свойства, а самое главное, границы применения того, что сейчас называется компьютерной архитектурой (совместно с исполняемой в ней программой), а в теории алгоритмов - **машиной Тьюринга (МТ).** Машина Тьюринга **-** формальная модель, удобная для проведения различных доказательств. Поэтому не стоит относиться к ней снисходительно: она не инструмент программирования, а средство доказательства. Свойства программ, полученные на ее основе, должны быть очевидны для программиста так же, как закон постоянства скорости света для физика.

*«Если у Вас есть компьютер, займитесь прикладным программированием. Если же у Вас его нет, займитесь теоретическим. Почаще рассуждайте: если бы у меня был компьютер, то…» Перефразированная старая шутка из «Комсомольской правды».*

Основные выводы теории алгоритмов для программистов-практиков лежат в области «само собой разумеющегося». Для начинающих, а тем более для неспециалистов, самоучек и дилетантов такое незнание может быть основой для заблуждений относительно возможностей компьютерных программ. В результате в лучшем случае мы имеем напрасно потраченное время на решение заведомо неразрешимых проблем, а в худшем случае – неосознанное введение в заблуждение общественного мнения. Итак, наши задачи - низвести основные выводы теории алгоритмов «с небес на грешную землю», а также дать «научную» интерпретацию с точки зрения теории алгоритмов очевидных фактов, известных программистам-практикам.

### Алгоритмически неразрешимые проблемы

Как говорят законы физики, изобретать вечный двигатель бессмысленно. Периодически появляющиеся изобретатели вечных двигателей либо не знают физики, либо просто отрицают ее законы. В теории алгоритмов аналогом вечного двигателя являются **алгоритмически неразрешимые проблемы –** задачи, для которых доказана невозможность разработки алгоритма ее решения (и, соответственно, создания программы).

Естественным источником алгоритмически неразрешимых проблем является **самоприменимость алгоритмов,** т.е. применение программ к анализу свойств других программ. К программированию имеют отношение самые неутешительные выводы теории алгоритмов. Начинается все с проблемы остановки машины Тьюринга: невозможно создать МТ, которая, получив на вход программу любой МТ, решает, останавливается она или «зацикливается». В двух словах, доказательство базируется на том, что такая МТ с некоторыми изменениями предъявляется на вход самой себе, что приводит к противоречию. В переводе на «естественный язык» это означает, что нельзя написать программу, которая по тексту другой программы (не исполняя ее) определяет такое ее свойство. Научно выражаясь, это **алгоритмически неразрешимо**.

### Теорема Райса

Далее, это утверждение развивается до того, что алгоритмически неразрешимыми оказываются все нетривиальные утверждения о программах (теорема Райса). Прагматическая интерпретация этого утверждения звучит довольно пессимистично: по тексту программы (включая входные данные) формальными методами нельзя определить, обладает ли она заданным свойством (например, является программой сортировки).

Сказанное не следует понимать буквально, что по тексту программы нельзя ничего утверждать о ее поведении и свойствах. На самом деле нельзя создать **всеобщий алгоритм,** применимый к **любой** программе (ее тексту). То, что такие задачи решаются, означает, что эти решения справедливы только для **частных** случаев, либо основаны на неформальных (например, интуитивных) подходах, которые не могут быть сформулированы в виде точных алгоритмов. К сожалению (а с точки зрения перспектив человечества – к счастью) основные этапы разработки программ приводят к алгоритмически неразрешимым проблемам.

### Анализ программ. Слово теории алгоритмов

Анализ программы состоит в определении того, что является ее результатом. Это может быть сформулировано как содержательно (например, программа «переворачивает» слова), так и формально, как свойства выходных данных (например, программа сортировки создает упорядоченный массив, свойство возрастания элементов в котором может быть определено формально). Опять же результат программы является нетривиальным ее свойством, поэтому такая задача является в общем виде алгоритмически неразрешимой.

Тем не менее, мы уже рассматривали способы анализа программ: «исторический» и логический, а также их комбинирование для анализа конкретных программ. Здесь, как и везде, не существует общего метода: программист каждый раз идет своим путем.

Кроме того, логический анализ (разложение программы на фрагменты с известным результатом) и «исторический» (временной) анализ, являются предварительной фазой, дающей «пищу для ума». Далее в дело вступают опыт, интуиция и тому подобные вещи:

- закономерности изменения данных, ведущих к результату можно непосредственно уловить или «увидеть» в процессе «исторического анализа» при непосредственном наблюдении за ходом выполнения программы (интуиция);

- подобные решения уже встречались в практике программирования, возможно, в другом контексте, в других условиях, других структурах данных (опыт, аналогия);

- возможно сделать предположение о результате работы программы, либо область приложения ее результатов заранее известна (знание предметной области, известных решений, опыт).

Очевидно, что все таким образом сделанные предположения носят гипотетический характер и нуждаются если не в доказательстве, то хотя бы в обосновании. Обычно это делается полуформально: полученные при логическом анализе фрагменты программы с известными результатами при их «историческом» взаимодействии во времени должны подтверждать или опровергать гипотезу.

Фазы анализа: 1. сбор данных: логический и «исторический» анализ 2. Гипотеза о результате 3. Обоснование или доказательство

В технологии программирования известна обратная задача **верификации программ.** Для известного результата, сформулированного в виде строгого формального утверждения, путем ряда формальных преобразований доказывается правильность программы. Однако, в массовом программировании это не нашло практического применения виду того, что сложность доказательства многократно превосходит сложность самой программы. На практике обычно довольствуются полуформальными методами и соблюдением общих рекомендаций для отдельных частей программы (см., например, инвариант цикла).

**Утверждение.** Невозможно построить алгоритм, который по тексту программы определяет что она делает.

**Следствие.** По тексту программы нельзя ничего сказать о характере программиста, ее написавшего.


### Проектирование программ. Слово теории алгоритмов

Неутешительные выводы теории алгоритмов касаются и процесса проектирования программ. Во-первых, образная сторона процесса (образная модель) является неформальной и неформализуемой областью деятельности. Во-вторых, этапы выделения стандартных фрагментов и выстраивание из них программы (собственно технология программирования) хотя и состоят из более-менее формальных шагов, их выделение из образной модели и последовательность их применения также не подчиняются алгоритмизации.

**Метод «мешка радиодеталей».** Если невозможно разработать программу, создающую другие программы, то может быть, подойти к проблеме с другой стороны: формальным образом генерировать все возможные программы, а затем отделять нужные от ненужных, правильные от неправильных. Ведь с точки зрения теории вероятностей существует вероятность того, что при случайном перетряхивании мешка радиодеталей они сложатся в цветной телевизор. Кстати, с точки зрения средств языков программирования это можно сделать. Например, формальная грамматика как раз представляет собой описание синтаксиса **всех возможных синтаксически правильных программ** на этом языке**.** Так вот, такая идея не проходит не только с экономической точки зрения, но и с теоретической: невозможно создать программный фильтр для отделения «овец от козлов», поскольку «полезность» программы опять-таки является ее нетривиальным свойством.

### Отладка программы. Слово теории алгоритмов

Если отлаженную программу можно считать «правильной», то каждая ошибка в ней может рассматриваться как вариант «неправильной» программы. Комбинации этих ошибок тоже дают «неправильные программы». Можно сказать, на одну «правильную» программу существует достаточно много «неправильных». Опять же, если рассматривать **все возможные программы,** то свойство «правильности» некоторых из них будет нетривиальным, а сама задача отладки - алгоритмически неразрешимой. Потому при отладке программ еще большее значение приобретают искусство (интуиция) и ремесло (навыки, общие технологические принципы).

С учетом предложенного деления на «правильные» и «неправильные» программы процесс отладки выглядит так: программист имеет в компьютере «неправильную» программу, а у себя в голове – идеальный «правильный» вариант. Отладка заключается в наблюдении за поведением программы (для этого существуют отладчики, в сущности, одинаковые во всех системах программирования: пошаговое или поэтапное выполнение программы со слежением за состоянием ее переменных). В месте обнаружения отклонения результатов выполнения от «идеальных» находится ошибка. Поэтому одним из основных этапов отладки является локализация ошибки. Некоторые рекомендации по этому поводу:

* сужение интервала поиска. Ошибка локализуется последовательным сужением интервала между двумя точками программы, где она «еще работает» и «уже не работает»;
* исходные данные для отладки следует выбирать настолько простыми и ограниченными по объему, чтобы их изменением ними можно было отследить вручную. Однако они не должны быть «вырожденными», то есть они должны содержать комбинации, существенные для логики работы программы;

- метод проб и ошибок предполагает проведение «экспериментов» над программой с различными входными данными с целью установления закономерности появления ошибки.

С точки зрения «приближения к идеалу» ошибки можно разделить на группы по степени их «влияния» на текст программы:

* «очепятки» исправляются заменой имени переменной (значения константы, операции) на правильную;
* «недоразумения» предполагают, что программист не учел некоторые нюансы или частные случаи (например, крайнюю ситуацию), что исправляется локальной коррекцией логики работы фрагмента программы;
* «катастрофические» ошибки требуют кардинальной переделки программы. Они говорят о том, что идеи, заложенные в программу, не позволяют достигнуть цели, либо достигают ее в отдельных и частных случаях.

И в заключение еще один парадокс отладки: если «правильная» программа состоит обычно из частей, взаимодействующих по простым правилам, которые устанавливает программист (инварианты, системные соглашения), то в случае ошибки эта правила искажаются и усложняются. Поэтому **объяснить, почему программа с ошибкой работает именно так, а не иначе, сложнее, чем ее исправить.**

**Резюме:** Перефразируя Евангелие: **Итак, отдайте же Богу богово, а процессору – процессорово.** Все этапы программирования: анализ, разработка и отладка программ сочетают в себе **интуитивно-образный** и **формально-логический** подходы. Отдельные частные проблемы могут быть алгоритмически разрешимы и программируемы. В общем же виде решение таких задач является прерогативой человека, а не компьютера.


### Эквивалентность языков программирования

По большому счету все языки программирования **равномощны**  и обладают одинаковой выразительной способностью. Различия касаются лишь частностей: интерфейсов, взаимодействия с внешней средой, удобства представления алгоритма и данных.

Об эквивалентности языков программирования свидетельствуют также **трансляторы.** Транслятор – это программа, которая позволяет системе, воспринимающей одни язык программирования, воспринимать программу, написанную на другом. Непосредственное восприятие и выполнение указанных в программе действий над внутренним представлением данных называется **интерпретацией.** В соответствии с понятием интерпретации компьютерная архитектура – это интерпретатор программы, алгоритм которой выражен в системе ее команд, а данные соответствуют форматам их внутреннего представления в этой архитектуре. **Компилятором** называется программа, переводящая исходный текст с одного языка программирования на другой. Компиляция программ возможна как на машинный код (объектный код), так и на некоторый промежуточный код, имеющий свойство языка и среды программирования. В таком случае для полученного кода необходим интерпретатор, позволяющий выполнить полученный код в требуемой компьютерной архитектуре. И, наконец, последнее. Сами трансляторы, будучи программами, также пишутся на определенных языках программирования. Аналогично, на языках программирования пишутся операционные системы, в рамках которых функционирует исполняемый код и т.п..

Аналог проблемы «яйцо-курица». Если компилятор с языка Си написан на самом Си, то для получения его в машинном коде необходимо откомпилировать исходный текст Си-компилятора при помощи компилятора, уже имеющегося в машинном коде, для получения которого… необходим еще один компилятор и т.д. до бесконечности. Аналогично с операционной системой. Если ядро операционной системы написано на Си, то к замкнутому кругу Си-компиляторов добавляется условие работы этого компилятора в среде операционной системы, которая еще не оттранслирована, и, следовательно, не выполняется. К сожалению, объяснение проблем «раскрутки» и переноса операционных систем и систем программирования выходит за рамки этой книги.


### Программа = алгоритм + данные

Алгоритм и данные – это **«**Янь и Инь» программирования. Это утверждение не притянуто «за уши», как может показаться. Во многих философских системах в качестве одного из важнейших элементов устройства мироздания рассматривается единство и борьба противоположных начал (диалектическое единство):

* каждое начало является отдельной независимой сущностью, но каждое из них не существует без своей противоположности;
* их противоположность является причиной постоянного взаимопроникновения, противоречия и борьбы;
* тем не менее, в каждом из начал присутствует его противоположность;
* борьба противоположных начал обуславливает развитие, движение системы в целом.

Символ древнекитайской философии «Янь и Инь» несет в себе всё перечисленное (попробуйте найти самостоятельно). Попробуем найти

**Единство данных и алгоритма.** Алгоритм, не использующий данных, превращается в существенно более простую систему – конечный автомат (см. ниже). Данные без алгоритма вообще становятся статическим элементом, не изменяемым во времени.

**Поток команд, поток данных. Связь через данные.** Процесс выполнения алгоритма создает последовательность выполняемых действий, который называют **поток управления**  или **поток команд.** Но это не единственный элемент, связующий части программы в единое целое. Данные в программе также связаны цепочками преобразований **операнды – действие – результат.** Поэтому наряду с потоком команд в программе существует еще и **поток данных.** Таким образом, отдельные, внешне не связные части алгоритма оказываются логически связанными через данные том смысле, что одна часть определяет значение переменной, а другая ее использует.

**Что первично?** В связке двух противоположных начал можно выделить ведущее (первичное) и ведомое (вторичное). Как уже отмечалось, алгоритмическая компонента программы первична уже в силу исторических причин: традиционная компьютерная архитектура базируется на идее исполнения последовательности команд, содержащих адреса данных (операндов). Аналогично в классическом (структурном) программировании единицей программного кода является функция, а сущность технологии программирования выражается фразой «программирование от функции к функции». При этом данные, передаваемые от функции к функции, являются вторичным (ведомым) элементом. Поэтому по тексту программы всегда легче отследить последовательность выполняемых операций, нежели взаимосвязь различных данных (переменных).

Технология объектно-ориентированного программирования частично уравняла алгоритм и данные, объединив их в рамках одного класса. Аналогично, процесс выполнения программы выглядит как «объект-метод-объект…», в которой обе противоположности чередуются.

**Эквивалентность алгоритма и данных. Структурная и логика программы и логик переменных состояния.** Алгоритмическая часть программы может быть уменьшена за счет данных, и наоборот. В теории алгоритмов говорится, что возможны эквивалентные машины Тьюринга с двумя командами и с двумя ячейками памяти. Конечно, до таких крайностей в реальном программировании не доходят. Вряд ли кто-нибудь будет сокращать число переменных, изобретая систему кодирования значений двух переменных в одной. Реальное сокращение алгоритмической компоненты (упрощение логики алгоритма) достигается введением переменных, имеющих отношение к состоянию выполняемой программы: **признаков, счетчиков шагов, переменных состояния программы, индикаторов событий, таблиц решений** и т.п.. Все это делает алгоритмическую компоненту более регулярной, компактной и универсальной (но зато и менее «читабельной»).

Сокращение алгоритмической компоненты возможно не только в прикладном программировании. Универсальность алгоритмической компоненты, независимость ее от типов обрабатываемых данных (полиморфизм) и структур данных – это технологические компоненты, встроенные в современные системы программирования, которые обеспечивают тот же самый эффект за счет внутренней организации систем программирования. Например, виртуальные (полиморфные) методы, известные в технологии объектно-ориентированного программирования, можно промоделировать в обычной технологии с помощью операторов-переключаетелей (switch). Реальный же механизм базируется на массивах указателей на функции, т.е. на данных.

Обратная тенденция – исключение переменных, отражающих внутреннее состояние программы, приводит к разбуханию алгоритмической части. Тем не менее, этому тоже можно найти оправдание. Например, программа, которая обрабатывает последовательность, заданную определенным **форматом,** будет содержать в явном (читабельном) виде структурные компоненты алгоритма, соответствующие единицам формата: повторениям – циклы, альтернативам – условия, индикаторам формата – переключатели и т.п..

В системах программирования встречается удобный, но в целом неэффективный способ универсализации алгоритмов по отношению к данным – **шаблоны.** Для каждого значения параметра шаблона генерируется уникальный программный код.

 **«Взаимозаменяемость» алгоритма и данных.** Алгоритм и данные в какой-то степени аналогичны также категориям времени и пространства. Известное положение «выигрывая во времени, проигрываем в пространстве» применимо и в программировании. Производительность алгоритма может быть качественно увеличена при использовании дополнительных данных (дополнительной памяти) (см. например, 8.7. Динамическое программирование).

## АЛГОРИТМЫ В КОМПЬЮТЕРЕ

Несмотря на огромное фактическое разнообразие, все существующие компьютеры и вычислительные системы с точки зрения пользователя условно можно разделить на две большие группы: последовательные и параллельные.

В простейшей интерпретации **последовательные компьютеры**выглядят следующим образом. Имеются два основных устройства. Одно из них, называемое *процессором*(центральным процессором, решающим устройством, арифметико-логическим устройством и т.п.), предназначено для выполнения некоторого ограниченного набора простых операций. В набор операций обычно входят сложение, вычитание и умножение чисел, логические операции над отдельными разрядами и их последовательностями, операции над символами и многое другое. Наборы операций, выполняемые процессорами разных компьютеров, могут отличаться как частично, так и полностью. Другое устройство, называемое *памятью*(запоминающим устройством и т.п.), предназначено для хранения всей информации, необходимой для организации работы процессора. Процессор является активным устройством, т.е. он имеет возможность преобразовывать информацию. Память является пассивным устройством, т.е. она не имеет

такой возможности. Процессор и память связаны между собой *каналами*обмена информацией.

Работа однопроцессорного компьютера заключается в последовательном выполнении отдельных команд. Каждая команда содержит информацию о том, какая операция из заданного набора должна быть выполнена, а также из каких ячеек памяти должны быть взяты аргументы операции и куда должен быть помещен результат. Описание упорядоченной последовательности команд в виде *программы*находится в памяти. Там же размещаются необходимые для реализации алгоритма начальные данные и результаты

http://profbeckman.narod.ru/

промежуточных вычислений. Координирует работу всех узлов компьютера *устройство*управления. Оно организует последовательную выборку команд из памяти и их расшифровку, передачу из памяти в процессор операндов, а из процессора в память результатов выполнения команд, управляет работой процессора. Ввод начальных данных и выдачу результатов осуществляет *устройство ввода-вывода*.

По такой схеме устроены все однопроцессорные компьютеры. И это справедливо как для первых в истории электронных вычислительных машин - медленно работающих монстров, занимающих огромные помещения и потребляющих чудовищное количество энергии, так и для современных компактных высокоскоростных персональных компьютеров, размещающихся на письменном столе и потребляющих энергию меньше, чем обычная электрическая лампочка. Конечно, в действительности схемы однопроцессорных компьютеров обрастают большим числом дополнительных деталей. Но всегда процессор является *единственным*устройством, выполняющим полезную с точки зрения пользователя работу. В этом смысле у любого компьютера все другие устройства по отношению к процессору оказываются обслуживающими, и их работа направлена только на то, чтобы обеспечить наиболее эффективный режим функционирования процессора.

Каким бы сложным ни был однопроцессорный компьютер, построенный по классическим канонам, в основе его архитектуры и организации процесса функционирования всегда лежит *принцип последовательного выполнения отдельных действий*. С точки зрения пользователя отклонения от этого принципа, как правило, не существенны. Именно поэтому такие компьютеры и называются *последовательными*.

На каждом конкретном последовательном компьютере время реализации любого алгоритма пропорционально числу выполняемых операций, и почти не зависит от того, как внутренне устроен сам алгоритм. Конечно, какие-то различия во временах реализаций могут появляться. Но они невелики и в обычной практике их можно не принимать во внимание. Это свойство последовательных компьютеров исключительно важно и влечёт за собой разнообразные следствия. Пожалуй, самым главным из них является то, что для таких компьютеров оказалось возможным создавать компьютерно-независимые или, как их называют иначе, *машинно-независимые*языки программирования. По замыслу их создателей любая программа, написанная на любом из таких языков, должна без какой-либо переделки реализовываться на любой последовательной машине. Единственное, что формально требовалось для обеспечения работы программы, - это наличие на машине компилятора с соответствующего языка. Подобные языки стали возникать в большом количестве: Алгол, Кобол, Фортран, Си и др. Многие из них успешно используются до сих пор. Поскольку эти языки ориентированы на последовательные компьютеры, их также стали называть последовательными. Во всех программах, написанных на последовательных языках программирования, порядок выполнения команд всегда является строго *последовательным*и при заданных входных данных фиксируется *однозначно*.

Для математиков и разработчиков прикладного программного обеспечения такая ситуация открывала заманчивую перспективу. Не нужно было вникать в устройство вычислительных машин, так как языки программирования по существу мало чем отличались от языка математических описаний. В разработке вычислительных алгоритмов становились очевидными главные целевые функции их качества - минимизация числа выполняемых операций и устойчивость к влиянию ошибок округления. И больше ничего об алгоритмах не надо было знать, поскольку никаких причин для получения каких-либодругих знаний и, тем более, знаний о структуре алгоритмов не возникало.

Привлекательность подобной перспективы на долгие годы сделала последовательную организацию вычислений неявным и во многом даже неосознанным фундаментом развития не только численных методов, но и всей вычислительной математики. Заметим, что по своему влиянию на общую направленность исследований в вычислительных делах эта перспектива и в настоящее время во многом остается доминирующей.

На самом деле все, что связано с последовательными компьютерами, развивалось и достаточно сложно, и в какой-то степени драматично. Погоня за производительностью и конкуренция привели к тому, что появилось много разных последовательных машин. Для каждой из них приходилось делать свой компилятор, так или иначе учитывающий особенности конкретной машины. Не в каждом компиляторе удавалось оптимально учитывать эти особенности на всем множестве программ. Поэтому в реальности при переносе программ с одной машины на другую многие программы приходилось модифицировать. Объем изменений мог быть большим или малым и зависел от сложности машин и языков программирования. Проблема переноса программ с одного последовательного компьютера на другой последовательный компьютер становилась со временем все более актуальной и были предприняты значительные усилия на ее решение. В первую очередь, за счет введения различных стандартов на конструирование компьютеров и правила написания программ.

http://profbeckman.narod.ru/

Машины, которые принято называть последовательными, можно называть таковыми лишь с некоторой оговоркой, поскольку в каждый момент времени в них независимо или, другими словами, *параллельно*выполняется много различных действий. Именно, реализуются какие-то операции, передаются данные от одного устройства к другому, происходит обращение к памяти и т.п. Весь этот параллелизм учитывается при создании компилятора. Степень учёта параллелизма компилятором прямым образом сказывается на эффективности работы программ. Однако если параллелизм не виден через язык программирования, то для пользователя он как бы и не существует. Поэтому с точки зрения пользователя можно считать последовательными любые машины, эффективное общение с которыми осуществляется на уровне последовательных языков программирования. Подобная трактовка удобна для пользователей. Но есть в ней и серьезная опасность. Уповая на долговременную перспективу общения с вычислительной техникой на уровне последовательных языков, можно пропустить момент, когда количественные изменения

втехнике перейдут в качественные и общение с ней при помощи таких языков окажется невозможным. И тогда вроде бы совсем неожиданно, вдруг возникает вопрос о том, что же делать дальше. Именно это и произошло в истории освоения вычислительной техники.

Вразвитии вычислительной техники многое определяется стремлением повысить производительность и увеличить объем быстрой памяти. Мощности первых компьютеров были очень малы. Поэтому сразу после их появления стали предприниматься попытки объединения нескольких компьютеров

вединую систему. Идея была чрезвычайно проста: если мощности одного компьютера не хватает для решения конкретной задачи, то нужно разделить задачу на две части и решать каждую часть на своем компьютере. А чтобы было удобно передавать данные с одного компьютера на другой, необходимо соединить сами компьютеры подходящими по пропускной способности *линиями связи*. Так появились двухмашинные комплексы. Естественно, на них можно было решать задачи примерно вдвое быстрее. Аналогичным образом строились многомашинные комплексы, объединяющие три, четыре, пять и более отдельных однопроцессорных компьютеров в единую систему. Соответственно повышалась и мощность комплексов. Больших проблем с разделением исходной задачи на несколько независимых подзадач не возникало, поскольку их общее число было невелико.

Несмотря на плодотворность идеи объединения отдельных машин в единый комплекс, долгое время она не получала необходимое развитие. Основные трудности на пути её практической реализации были связаны с большими размерами первых компьютеров и большими временными потерями в процессах передачи информации между ними. Как следствие, значительного увеличения мощности добиться не удавалось. Но совершенствовались технологии, уменьшались размеры компьютеров, снижалось их энергопотребление. И через некоторое время стало возможно создавать многомашинный комплекс как единую многопроцессорную вычислительную систему с приемлемыми производственными параметрами.

Количество процессоров в системах увеличивалось постепенно. Вообще говоря, в целях достижения максимальной производительности составлять программы для каждого процессора надо было бы индивидуально. Но для пользователя это и не удобно и не привычно. К тому же, необходимо было обеспечить преемственность использования обычных последовательных программ, которых накопилось в мире уже очень много, на системах с несколькими процессорами. Поэтому решение проблемы адаптации последовательных программ к таким системам взяли на себя компиляторы. Однако постепенно внутреннего параллелизма в системах становилось все больше и больше. И, наконец, его стало столь много, что наработанные технологии компилирования программ оказались не в состоянии образовывать оптимальный машинный код. Для его получения в случае многих процессоров компилятору приходится иметь дело с задачей составления оптимального расписания. Решается она перебором и требует, в общем случае, выполнения экспоненциального объема операций по отношению к числу процессоров. Пока число процессоров было невелико, компиляторы как-тосправлялись с такой задачей. Но как только их стало очень много, развитие традиционных технологий компилирования зашло в тупик.

Быстрое развитие элементной базы привело к тому, что уже в начале 60-хгодов прошлого столетия стали серийно выпускаться вычислительные системы, в которых насчитывалось порядка десятка процессоров, работающих параллельно. Создателям компиляторов все еще удавалось прикрывать пользователей от такого параллелизма, и язык общения оставался практически последовательным. В конце70-хгодов появились серийные вычислительные машины векторного типа, в которых ускорение достигалось за счет быстрого выполнения операций над векторами. Уровень внутреннего параллелизма в них был достаточно высок, хотя весьма специального вида. Создатели компиляторов снова попытались сделать язык программирования последовательным. И на этот раз потерпели неудачу. Формально все еще оставалась возможность пользоваться некоторым последовательным языком. Но заложенная в компилятор

http://profbeckman.narod.ru/

технология автоматического выявления векторных конструкций из текста программ оказалась не эффективной. Поэтому, если пользователя не устраивала скорость работы откомпилированной программы, ему нужно было просматривать служебную информацию о работе компилятора и на основе её анализа самому находить узкие места компиляции и вручную перестраивать программу под векторные конструкции. О том, как именно это делать, конструктивных советов не предлагалось. На практике процедуру перестройки программ приходилось делать многократно.

По существу на этом закончился период, когда задачу, полностью описанную на последовательном языке, можно было более или менее эффективно решать на любой вычислительной технике. На этом же стало заканчиваться время создания классических последовательных компьютеров и началась эра параллельных компьютеров и больших вычислительных систем параллельной архитектуры. По сравнению

споследовательными компьютерами в них все обстоит иначе. Рядовые их представители имеют десятки процессоров, а самые большие - десятки и даже сотни тысяч. Мощности параллельных компьютеров огромны и теоретически не ограничены. Практические скорости уже сегодня достигают сотен триллионов операций в секунду. Однако все эти преимущества имеют серьезную негативную сторону: в отличие от последовательных компьютеров использовать параллельные чрезвычайно трудно, интерфейс с ними оказывается совсем не дружественным, языки программирования перестали быть универсальными, от пользователя требуется много новой и трудно доступной информации о структуре алгоритмов и т.д.

На вычислительных системах **параллельной архитектуры**время решения задач*решающим образом*зависит от того, какова внутренняя структура алгоритма и в каком порядке выполняются его операции. Возможность ускоренной реализации алгоритма на параллельных системах достигается за счет того, что в них имеется достаточно большое число процессоров, которые могут*параллельно*выполнять операции алгоритма. Предположим для простоты, что все процессоры имеют одинаковую производительность и работают в синхронном режиме. Тогда общий коэффициент ускорения по сравнению

стем случаем, когда алгоритм реализуется на одном универсальном процессоре такой же производительности, оказывается примерно равным числу операций алгоритма, выполняемых в среднем на всех процессорах в каждый момент времени. Если параллельные вычислительные системы имеют десятки и сотни тысяч процессоров, то отсюда никак не следует, что при решении конкретных задач всегда можно и, тем более, достаточно легко получить ускорение счета такого же порядка.

На любой вычислительной технике одновременно могут выполняться только *независимые*операции. Это означает следующее. Пусть снова все процессоры имеют одинаковую производительность и работают в синхронном режиме. Допустим, что вкакой-томомент времени накаких-топроцессорах выполняютсякакие-тооперации алгоритма. Результат ни одной из них не только не может быть аргументом любой из выполняемых операций, но даже не может никаким косвенным образом оказывать влияние на их аргументы. Если рассмотреть процесс реализации алгоритма во времени, то в силу сказанного сам процесс на любой вычислительной системе, последовательной или параллельной, разделяет операции алгоритма на группы. Все операции каждой группы независимы и выполняются одновременно, а сами группы реализуются во времени последовательно одна за другой. Это неявно порождает некоторую специальную форму представления алгоритма, в которой фиксируются как группы операций, так и их последовательность. Называется*она параллельной формой алгоритма*. Ясно, что при наличии в алгоритме ветвлений или условных передач управления его параллельная форма может зависеть от значений входных данных.

Параллельную форму алгоритма можно ввести и как эквивалентный математический объект, не зависящий от вычислительных систем. Зафиксируем входные данные и разделим все операции алгоритма на группы. Назовем их *ярусами*и пусть они обладают следующими свойствами.Во-первых,в каждом ярусе находятся только независимые операции. И,во-вторых,существует такая последовательная нумерация ярусов, что каждая операция из любого яруса использует в качестве аргументов либо результаты выполнения операций из ярусов с меньшими номерами, либо входные данные алгоритма. Ясно, что все операции, находящиеся в ярусе с наименьшим номером, всегда используют в качестве аргументов только входные данные. Будем считать в дальнейшем, что нумерация ярусов всегда осуществляется с помощью натуральных чисел подряд, начиная с 1.

Число операций в ярусе принято называть *шириной*яруса, число ярусов в параллельной форме -*высотой*параллельной формы. Очевидно, что ярусы математической параллельной формы являются не чем иным как теми самыми группами, о которых говорилось выше. При одних и тех же значениях входных данных между математическими параллельными формами алгоритма и реализациями того же алгоритма на конкретных или гипотетических вычислительных системах с одним или несколькими процессорами

http://profbeckman.narod.ru/

существует взаимно однозначное соответствие. Если какая-топараллельная форма отражает реализацию алгоритма на некоторой вычислительной системе, то ширина ярусов говорит о числе используемых в каждый момент времени независимых устройств, а высота - о времени реализации алгоритма.

Каждый алгоритм при фиксированных входных данных в общем случае имеет много параллельных форм. Формы, в которых все ярусы имеют ширину, равную 1, существуют всегда. Все они отражают последовательные вычисления и имеют максимально большие высоты, равные числу выполняемых алгоритмом операций. Даже таких параллельных форм алгоритм может иметь несколько, если он допускает различные эквивалентные реализации. Наибольший интерес представляют параллельные формы*минимальной*высоты, так как именно они показывают, насколько быстро может быть реализован алгоритм, по крайней мере, теоретически. По этой причине минимальная высота всех параллельных форм алгоритма называется*высотой алгоритма*. Существует параллельная форма, в которой каждая операция из яруса с номером*k*,*k*> 1, получает в качестве одного из аргументов результат выполнения некоторой операции из(*k*-1)-гояруса. Такая параллельная форма называется*канонической*. Для любого алгоритма при заданных входных данных каноническая форма всегда существует, единственна и имеет минимальную высоту. Кроме этого, в канонической параллельной форме, как и в любой другой форме минимальной высоты, ярусы в среднем имеют максимально возможную ширину. Таким образом, решая любую задачу на любой вычислительной системе с развитым параллелизмом на уровне функциональных устройств, пользователь*неизбежно*, явно или неявно, соприкасается с параллельной формой реализуемого алгоритма. И это происходит даже тогда, когда он ничего не знает обо всех этих понятиях. Если не сам пользователь или разработчик программы, токто-тодругой иличто-тодругое, например, компилятор, операционная система,какая-нибудьсервисная программа, а скорее всего все они вместе, закладывают в вычислительную систему некоторую программу действий, что и порождает соответствующую им параллельную форму.

А теперь вспомним, что достигаемое ускорение в среднем пропорционально числу операций, выполняемых в каждый момент времени. Если оно равно общему числу имеющихся процессоров, то данный алгоритм при заданных входных данных реализуется на используемой вычислительной системе эффективно. В этом случае возможный ресурс ускорения использован *полностью*и более быстрого счета достичь на выбранной системе*невозможно*ни практически, ни теоретически. Но если ускорение значительно меньше числа устройств?

Предположим, что оно существенно меньше средней ширины ярусов канонической параллельной формы реализуемого алгоритма. Это означает, что *не очень удачно*выбрана схема реализации алгоритма. Изменив ее, можно попытаться более полно использовать имеющийся потенциал параллелизма в алгоритме. Заметим, что в практике общения с параллельными компьютерами именно эта ситуация возникает наиболее часто. Если же ускорение равно средней ширине ярусов канонической параллельной формы, то весь потенциал параллелизма в алгоритме выбран полностью. В данном случае никаким изменением схемы счета нельзя использовать большее число устройств системы и, следовательно, нельзя добиться большего ускорения. И, наконец, вполне возможно, что даже при использовании всех процессоров реальное ускорение не соответствует ожидаемому. Это означает, что при реализации алгоритма приходится осуществлятькакие-топередачи данных, требующие длительного времени. Для того чтобы теперь понять причины замедления, необходимо особенно тщательно изучить*структуру*алгоритма и/или вычислительной системы. В практике общения с параллельными компьютерами эта ситуация также возникает достаточно часто.

Таким образом, как только возникает необходимость решать какие-товопросы, связанные с анализом ускорения при решении задачи на вычислительной системе параллельной архитектуры, так обязательно требуется получитькакие-тосведения относительно структуры алгоритма на уровне связей между отдельными операциями. Более того, чаще всего эти сведения приходится сопоставлять со сведениями об архитектуре вычислительной системы. Отсутствие нужных сведений о структуре алгоритмов не могло остановить развитие собственно вычислительной техники. Стали создаваться новые языки и системы программирования, в огромном количестве и самого различного типа: от расширения последовательных языков параллельными конструкциями до создания на макроуровне параллельных языков типа автокода.

Во всех новых языках и системах программирования стали вводиться конструкции, позволяющие*описывать*такие множества. А вот*ответственность*за поиск в алгоритмах этих множеств и их описание соответствующими конструкциями языка была*возложена на разработчиков программ*. Как следствие, на них же перекладывалась и ответственность за эффективность функционирования создаваемого ими программного продукта. Конечно, в таких условиях даже не шла речь окакой-либопреемственности

http://profbeckman.narod.ru/

программ. Главными проблемами пользователей стали нахождение многочисленных и трудно добываемых характеристик решаемых задач и организация параллельных вычислительных процессов. Вычислительным сообществом это рассматривается как неизбежная плата за возможность быстро решать задачи. Но во всем сообществе расплачиваются, главным образом, пользователи, постоянно переписывая свои программы.

Невнимание со стороны математиков к развитию вычислительной техники привело к серьезному разрыву между имеющимися знаниями в области алгоритмов и теми знаниями, которые были необходимы для быстрого решения задач на новейшей вычислительной технике. Образовавшийся разрыв сказывается до сих пор, и именно он лежит в основе многих трудностей практического освоения современных вычислительных систем параллельной архитектуры.

Перспектива внедрения в практику параллельных вычислительных систем потребовала разработки математической концепции построения *параллельных алгоритмов*, т.е. алгоритмов, специально приспособленных для реализации на подобных системах. Такая концепция необходима для того, чтобы научиться понимать, как следует конструировать параллельные алгоритмы, что можно ожидать от них в перспективе и какие подводные камни могут встретиться на этом пути. Концепция начала активно развиваться в конце50-хгодов20-говека и получила название концепции*неограниченного параллелизма*.

Истоки этого названия связаны с выбором для нее абстрактной модели параллельной вычислительной системы. Поскольку концепция разрабатывалась для проведения математических исследований, то в требованиях к модели могло присутствовать самое минимальное число технических параметров. Тем более что в то время о структуре параллельных вычислительных систем и путях их совершенствования было вообще мало что известно. Лишь быстрое развитие элементной базы подсказывало, что число процессоров в системе вскоре может стать очень большим. Но что-нибудьдругое спрогнозировать было трудно. Поэтому явно или неявно в модели остались только следующие предположения. Число процессоров может быть сколь угодно большим, все они работают в синхронном режиме и за единицу времени выполняют абсолютно точно любую операцию из заданного множества. Процессоры имеют общую память. Все вспомогательные операции, взаимодействие с памятью, управление компьютером и любые передачи информации осуществляются мгновенно и без конфликтов. Входные данные перед началом вычислений записаны в память. Каждый процессор считывает свои операнды из памяти и после выполнения операции записывает результат в память. После окончания вычислительного процесса все результаты остаются в памяти.

***Определение понятий***

Встарой трактовке **алгори́тм**- точный набор инструкций, описывающих последовательность действий исполнителя для достижения результата решения задачи за конечное время. По мере развития параллельности в работе компьютеров слово «последовательность» стали заменять более общим словом «порядок». Это связано с тем, чтокакие-тодействия алгоритма должны быть выполнены только друг за другом, нокакие-томогут быть и независимыми. Часто в качестве исполнителя выступает некоторый механизм (компьютер, токарный станок, швейная машина), но понятие алгоритма необязательно относится к компьютерным программам, так, например, чётко описанный рецепт приготовления блюда также является алгоритмом, в таком случае исполнителем является человек.

Единого «истинного» определения понятия «алгоритм» нет.

**Алгоритм**- конечный набор правил, который определяет последовательность операций для решения конкретного множества задач и обладает пятью важными чертами: конечность, определённость, ввод, вывод, эффективность.**Алгоритм -**всякая система вычислений, выполняемых по строго определённым правилам, которая послекакого-либочисла шагов заведомо приводит к решению поставленной задачи.

**Алгоритм**- строго детерминированная последовательность действий, описывающая процесс преобразования объекта из начального состояния в конечное, записанная с помощью понятных исполнителю команд.

http://profbeckman.narod.ru/

**Алгоритм**- последовательность действий, направленных на получение определённого результата за конечное число шагов».

**Алгоритм**- последовательность действий, либо приводящая к решению задачи, либо поясняющая почему это решение получить нельзя.

**Алгоритм - это точная, однозначная, конечная последовательность действий, которую должен выполнить пользователь для достижения конкретной цели либо для решения конкретной задачи или группы задач за конечное число шагов.**

Общее в этих определениях то, что алгоритм - это ***предписание***. Предписание должно быть задано (закодировано) в некоторой форме. Это может быть текст - строка символов в некотором алфавите, таблица, диаграмма, упорядоченный набор пиктограмм и т.д.

Любой алгоритм существует не сам по себе, а предназначен для определённого исполнителя. Алгоритм описывается в командах исполнителя, который это алгоритм будет выполнять. Объекты, над которыми исполнитель может совершать действия, образуют среду исполнителя. Исходные данные и результаты любого алгоритма всегда принадлежат среде того исполнителя, для которого предназначен алгоритм.

Значение слова «алгоритм»очень схоже со значением слов «рецепт», «метод», способ. Однако любой алгоритм, в отличие от рецепта или способа, обязательно обладает следующими свойствами: **Дискретность**- алгоритм должен представлять процесс решения задачи как последовательное выполнение некоторых простых шагов. При этом для выполнения каждого шага алгоритма требуется конечный отрезок времени, т. е. преобразование исходных данных в результат осуществляется во времени дискретно. Можно считать, что шаги выполняются мгновенно в моменты времени t0, t1, t2…, а между этими моментами ничего не происходит.

**Элементарность**шагов означает, что объем работы, выполняемой на любом шаге, мажорируется некоторой константой, зависящей от характеристик исполнителя алгоритмов, но не зависящей от входных данных и промежуточных значений, получаемых алгоритмом. Для численных алгоритмов такими элементарными шагами могут быть, например, сложение, вычитание, умножение, деление, сравнение двух32-разрядныхчисел, пересылка одного числа из некоторого места памяти в другое. К элементарным шагам не относится сравнение двух файлов, так как время сравнения зависит от длины файлов, а длина потенциально неограниченна**Детерминированность**- определённость. В каждый момент времени следующий шаг работы однозначно

определяется состоянием системы: алгоритм выдаёт один и тот же результат для одних и тех же исходных данных. Результаты не зависят ни от каких случайных факторов. С другой стороны, существуют вероятностные алгоритмы, в которых следующий шаг работы зависит от текущего состояния системы и генерируемого случайного числа. Однако при включении метода генерации случайных чисел в список «исходных данных», вероятностный алгоритм становится подвидом обычного.

**Понятность**- алгоритм для исполнителя должен включать только те команды, которые ему (исполнителю) доступны, которые входят в его систему команд.

**Завершаемость**(конечность, определённость) - при корректно заданных исходных данных алгоритм должен завершать работу и выдавать результат за конечное число шагов. С другой стороны, вероятностный алгоритм может и никогда не выдать результат, но вероятность этого равна 0.

**Конечность (финитность*)***алгоритма означает, что для получения результата нужно выполнить конечное число шагов, т. е. исполнитель в некоторый момент времени останавливается. Требуемое число шагов зависит от входных данных алгоритма и не мажорируется константой.

**Массовость**- алгоритм должен быть применим к разным наборам исходных данных.

**Результативность**- завершение алгоритма определенными результатами. Если же входные данные уникальны, то алгоритм в силу свойства определенности (детерминированности) будет давать всегда один и тот же результат и само построение алгоритма теряет смысл.

Алгоритм содержит ошибки, если приводит к получению неправильных результатов либо не дает результатов вовсе.

Алгоритм не содержит ошибок, если он дает правильные результаты для любых допустимых исходных данных.

Алгоритм всегда рассчитан на выполнение «неразмышляющим» исполнителем.

Понятие ***данных (значений)***- исходных, промежуточных и результата также требует некоторого ограничительного толкования. Наиболее общее интуитивное понимание состоит в том, что данными в алгоритме могут служить самые разнообразные конструктивные объекты.

http://profbeckman.narod.ru/

***Конструктивный объект***- это строгое математическое понятие. Можно пока считать, что конструктивный объект - это элементкакого-либоконечного множества (например, один из дней недели), либо объект, вычисленныйкаким-либоалгоритмом. Конструктивными объектами являются символы, логические значения, целые и вещественные числа, представимые в машине, массивы конструктивных объектов. Алгоритм (его текст) также является конструктивным объектом и, значит, может рассматриваться как данные для другого алгоритма: текст программы (алгоритма) является входными данными дляпрограммы-транслятора.

Таким образом, понятия алгоритма и данных двойственны, их определения рекурсивны: в формулировке понятия алгоритма использовались понятия данных, а они, в свою очередь, определяются с использованием понятия алгоритма, и т. д. Это определяет равную важность двух понятий в компьютерных науках, что отражается и в современных языках программирования.

Замечание об определенности и конечности: иногда считают, что алгоритм может заканчиваться без получения результата (безрезультатная остановка) или даже не заканчиваться вовсе при некоторых исходных данных (неприменимость к этим исходным данным). Взгляд на это с точки зрения теории - машины Тьюринга - обсудим позже. С практической точки зрения такая ситуация тоже требует внимания: операционная система (ОС) вычислительной машины, являясь совокупностью алгоритмов, при нормальной работе не предполагает остановки и выдачи каких-либорезультатов; она лишь добросовестно получает периодически входныеданные-заданияи запускает их;задания-алгоритмысами получают результаты. Таким образом, ОС не выдаёт продукции, если не считать протокола её работы. Другие диалоговые программные системы также требуют для своего описания более широкой интерпретации понятия алгоритма: они не получают входные данные сразу и не всегда можно говорить об априорной ограниченности объёма данных некоторой константой. Однако все сказанное не умаляет важности приведённого понятия алгоритма, а говорит лишь о богатстве проблематики компьютерных наук.

Дадим уточняющее понятие алгоритма, которое не является определением в математическом смысле слова, но более формально описывает понятие алгоритма, раскрывающего его сущность.

Алгоритм – конечная система правил, сформулированная на языке исполнителя, которая определяет последовательность перехода от допустимых исходных данных которая определяет последовательность перехода от допустимых исходных данных к конечному результату и которая обладает свойствами дискретности, детерминированности, результативности, конечности и массовости.

Для каждого исполнителя набор допустимых действий всегда ограничен – не может существовать исполнителя, для которого любое действие является допустимым. Перефразируя И.Канта: «Если бы такой исполнитель существовал, то среди его допустимых действий было бы создание такого камня, который он не может поднят. Но это противоречит допустимости действия «поднять любой камень».

Ограничение на выбор допустимых действий означает, что для любого исполнителя имеются задачи, которые нельзя решить с его помощью. При изучении алгоритмов важно разделять два понятия: запись алгоритма и выполнение алгоритма.

Алгоритм является предписанием, а наличие предписания предполагает, что результат будет получен неким исполнителем, действующим по этому предписанию. Исполнитель (компьютер или программист, вручную отлаживающий свою программу) получает предписание и исходные данные. После этого он начинает действовать как автомат, т.е. выполнять в реальном времени описанные в алгоритме шаги. В результате выполнения каждого шага могут образовываться промежуточные результаты, которые исполнитель должен где-тофиксировать так, чтобы они могли быть использованы в качестве исходных данных для следующего шага. Исполнитель совершит конечное число шагов (даже если отдельные описания шагов использовались неоднократно) и после этого остановится, зафиксировав окончательный результат подобно промежуточным результатам.

Если есть текст некоторого предписания, то нужно убедиться в том, что это предписание является алгоритмом. Для этого необходимо проверить, выполняются ли перечисленные выше свойства.

**Пример 1.**Проверка на примере текста (отыскание максимального и минимального элементов массива):

«Исходные данные - положительное число *N*, определяющее количество элементов массива*A*, и целочисленные элементы*A[1], A[2], ..., A[N]*массива*A*. Значения всех чисел находятся в пределах непосредственно представимых в вычислительной машине. Кроме исходных данных вводятся целочисленные переменные*Max, Min, i.*Первые две по окончании работы алгоритма определяют его результаты, третья является вспомогательной. Действия алгоритма состоят в выполнении следующих шагов:

1.Установить значения *Мах*=*A*[1],*Min*=*A*[1],*i*= 2.

2.Пока *i*<=*N*повторять шаги с 3 по 5.

3.Если *Мах*<*A*[*i*], то положить*Мах*=*A*[*i*].

4.Если *Мin*>*A*[*i*], то положить*Мin*=*A*[*i*].

http://profbeckman.narod.ru/

5.Увеличить *i*на 1.

6.Вывести результаты *Мах*и*Min*.

7.Остановиться».

Проверим выполнение основных свойств.

***Дискретность***очевидна.

***Элементарность***шагов. Шаг 1 содержит три присваивания значений; шаг 2 содержит одно сравнение чисел; шаги 3- 5 содержат два сравнения чисел, два присваивания значений (выполняется каждый раз только одно из них), одно увеличение значения на единицу; шаг 6 - вывод на экран или на печать данных ограниченного объема.

***Определенность***. Каждый шаг и алгоритм в целом заканчивается определенным результатом; строго определена последовательность шагов.

***Конечность***. Шаги 1 и 6 выполняются по одному разу. Количество выполнений шагов2-5зависит от значений переменной*i*и уровня*N*. Поскольку*i*монотонно возрастает, то ее значение достигнет уровня*N*через конечное число шагов. Если начальное значение переменной*i*больше уровня*N*, то шаг 2 выполняется один раз, а шаги3-5не выполняется ни разу. Таким образом, в любом случае выполнение алгоритма завершится через конечное число шагов.

***Массовость***. Алгоритм может воспринимать в качестве исходных данных различные массивы разной длины.

Однако не всегда так легко доказать выполнимость основных свойств алгоритма. Особенно это касается свойства конечности. Рассмотрим, например, алгоритм с одним входным аргументом - натуральным числом *k*.

1.Если *k*= 1, то остановиться.

2.Если k четное, то положить *k*=*k*/2; если*k*нечетное, то положить*k*= 3*k*+1.

3.Повторить, используя новое значение *k*.

Как следует из текста алгоритма, имеется некоторый процесс изменения значения k, начинающийся

с определенного начального значения, затем на каждом шаге *k*либо увеличивается, либо уменьшается и, наконец, возможно, приходит к значению 1, на котором и останавливается. В общем случае процесс немонотонный. Например, для*k*= 40:*k*= 40, 20, 10, 5, 16, 8, 4, 2, 1 (8 шагов). Решить вопрос о конечности данного алгоритма - это значит доказать одно из двух утверждений: для любого*k*процесс заканчивается единицей; для некоторого*k*процесс не заканчивается.

Если *k*равно степени двойки (2, 4, 8, 16, 32, ...), то процесс будет монотонно убывающим и завершится за число шагов, равное этой степени. В противном случае на некотором промежуточном шаге значение*k*станет нечётным, но не равным единице, и на следующем шаге значение*k*увеличится. Оба варианта (алгоритм заканчивается, алгоритм не заканчивается) не кажутся очевидными. С одной стороны, увеличение*k*происходит в три раза, а уменьшение только в два раза и, если шаги увеличения и уменьшения строго чередуются, то для такого процесса имеется общая тенденция к возрастанию. С другой стороны, за шагом увеличения обязательно следует шаг уменьшения, но обратное неверно, т. е. шагов уменьшения может быть и больше, чем шагов увеличения. Потенциально возможно также зацикливание процесса, когда на очередном шаге получается уже встречавшееся ранее значение. Вот типичный пример с чередованием шагов:*k*= 127, 382, 191, 574, 287, 862, 431, 1294, 647, 1942, 971, 2914, 1457, 4372, 2186, 1093, 3280, 1640, 820, 410, 205, 616, 308, 154, 77, 232, 116, 58, 29, 88, 44, 22, 11, 34, 17, 52, 26, 13, 40, 20, 10, 5, 16, 8, 4, 2, 1.

До значения *k*= 4372 шаги строго чередуются, затем начинается отрезок нерегулярного изменения, на котором имеется 20 четных и 8 нечетных чисел, и заканчивается процесс «хвостом» из степеней двойки. Можно показать, что для всех нечетных*k*= 2*j*- 1 или даже для*k*=*n*2*j*- 1, где*n*- нечётное натуральное число, начальный участок последовательности является строго чередующимся до достижения величины 2(*n*3*j*- 1); причем длина участка строгого чередования шагов пропорциональна величине*j*. Это плохая тенденция, поскольку*k*удаляется от 1. С другой стороны, для многих сочетаний*n*и*j*величина*n*3*j*- 1 =*m*2*p*- пропорциональна степени двойки. В этом случае вслед за возрастанием*k*идёт группа операций деления на 2, «сбрасывающая» значение*k*до величины*m*. В целом вопрос о конечности этого алгоритма должен решаться методами теории чисел. Несмотря на ряд усилий, предпринимавшихся математиками, решение пока не найдено.

***1.2 История термина***

Современное формальное определение алгоритма было дано в 30-50-хгодыXX века в работахТьюринга,Поста,Чёрча (тезис Чёрча — Тьюринга),Н. Винера,А.А.Маркова.

Само слово «алгоритм» происходит от имени учёного Абу Абдуллах Мухаммеда ибн Муса альХорезми. В 825 он написал сочинение, в котором впервые дал описание придуманной в Индии позиционной десятичной системы счисления.Аль-Хорезмисформулировал правила вычислений в новой

http://profbeckman.narod.ru/

системе и, вероятно, впервые использовал цифру 0 для обозначения пропущенной позиции в записи числа (её индийское название арабы перевели как*as-sifr*или просто*sifr*, отсюда такие слова, как «цифра» и «шифр»). Приблизительно в это же время индийские цифры начали применять и другие арабские учёные. В первой половинеXII века книгааль-Хорезмив латинском переводе проникла в Европу. Переводчик дал ей название*Algoritmi de numero Indorum*(«Алгоритми о счёте индийском»).По-арабскиже книга именовалась*Китаб аль-джебр валь-мукабала*(«Книга о сложении и вычитании»). Из оригинального названия книги происходит словоАлгебра.

Всредние века слово *algorism*(или*algorismus*), неизменно присутствовавшее в названиях математических сочинений, обрело значение способа выполнения арифметических действий посредством арабских цифр, то есть на бумаге, без использованияабака. Именно в таком значении оно вошло во многиеевропейские языки.

Алгоритм - это искусство счёта с помощью цифр, но поначалу слово «цифра» относилось только к нулю. Знаменитый французский трувер Готье де Куанси (Gautier de Coincy,1177-1236)в одном из стихотворений использовал слова*algorismus-cipher*(которые означали цифру 0) как метафору для характеристики абсолютно никчёмного человека. Очевидно, понимание такого образа требовало соответствующей подготовки слушателей, а это означает, что новая система счисления уже была им достаточно хорошо известна.

Многие века абак был фактически единственным средством для практичных вычислений, им пользовались и купцы, и менялы, и учёные. Достоинства вычислений на счётной доске разъяснял в своих сочинениях такой выдающийся мыслитель, как Герберт Аврилакский (938—1003),ставший в 999папой римским под именем Сильвестра II. Новое с огромным трудом пробивало себе дорогу, и в историю математики вошло упорное противостояние лагерейабацистов и алгорисмиков, которые пропагандировали использование для вычислений абака вместо арабских цифр. Прошло не одно столетие, прежде чем новый способ счёта окончательно утвердился, столько времени потребовалось, чтобы выработать общепризнанные обозначения, усовершенствовать и приспособить к записи на бумаге методы вычислений.

ВЗападной Европе учителей арифметики вплоть до XVII века продолжали называть «магистрами абака», как, например, математика Никколо Тарталью (1500—1557).

Итак, сочинения по искусству счёта назывались *Алгоритмами*. Из многих сотен можно выделить и такие необычные, как написанный в стихах трактат «*Carmen de Algorismo*» (латинское*carmen*и означает стихи) Александра де Вилла Деи, ум. 1240) или учебник венского астронома и математика Георга Пурбаха(1423-1461)«*Opus algorismi jocundissimi*» («Веселейшее сочинение по алгоритму»). Постепенно значение слова расширялось. Учёные начинали применять его не только к сугубо вычислительным, но и к другим математическим процедурам. Например, в 1360 французский философ Николай Орем(1323/25-1382)написал математический трактат «*Algorismus proportionum*» («Вычисление пропорций»), в котором впервые использовал степени с дробными показателями и фактически вплотную подошёл к идее логарифмов. Когда же на смену абаку пришёл так называемый счёт на линиях, многочисленные руководства по нему стали называть «*Algorithmus linealis*», то есть правила счёта на линиях. Можно обратить внимание на то, что первоначальная форма*algorismi*спустякакое-товремя потеряла последнюю букву, и слово приобрело более удобное для европейского произношения вид*algorism*. Позднее и оно подверглось искажению связанному со словом*arithmetic*.

В1684 Готфрид Лейбниц в сочинении «*Nova Methodvs pro maximis et minimis, itemque tangentibus*…»

впервые использовал слово «алгоритм» (*Algorithmo*) в ещё более широком смысле: как систематический способ решения проблем дифференциального исчисления. ВXVIII веке в одном из германских математических словарей,*Vollstandiges mathematisches Lexicon*(изданном вЛейпциге в1747), термин*algorithmus*всё ещё объясняется как понятие о четырёх арифметических операциях. Но такое значение не было единственным, ведь терминология математической науки в те времена ещё только формировалась. В частности, выражение*algorithmus infinitesimalis*применялось к способам выполнения действий с бесконечно малыми величинами. Пользовался словом алгоритм иЛеонард Эйлер, одна из работ которого так и называется- «Использование нового алгоритма для решения проблемы Пелля. Понимание Эйлером алгоритма как синонима способа решения задачи уже очень близко к современному.

Однако потребовалось ещё почти два столетия, чтобы все старинные значения слова вышли из употребления. Этот процесс можно проследить на примере проникновения слова «алгоритм» в русский язык.

Историки датируют 1691 годом один из списков древнерусского учебника арифметики, известного как «Счётная мудрость». Это сочинение известно во многих вариантах (самые ранние из них почти на сто

http://profbeckman.narod.ru/

лет старше) и восходит к ещё более древним рукописям XVI в. По ним можно проследить, как знание арабских цифр и правил действий с ними постепенно распространялось на Руси. Полное название этого учебника -«Сиякнига, глаголемая по еллински ипо-греческиарифметика, апо-немецкиалгоризма, а порусски цифирная счётная мудрость».

Таким образом, слово «алгоритм» понималось первыми русскими математиками так же, как и в Западной Европе. Однако его не было ни в знаменитом словаре В.И.Даля, ни спустя сто лет в «Толковом словаре русского языка» под редакцией Д.Н.Ушакова (1935). Зато слово «алгорифм» можно найти и в популярном дореволюционном Энциклопедическом словаре братьев Гранат, и в первом издании Большой Советской Энциклопедии (БСЭ), изданном в 1926. И там, и там оно трактуется одинаково: как правило, по которому выполняется то или иное из четырёх арифметических действий в десятичной системе счисления. Однако к началу XX в. для математиков слово «алгоритм» уже означало любой арифметический или алгебраический процесс, выполняемый по строго определённым правилам, и это объяснение также даётся в БСЭ.

Алгоритмы становились предметом все более пристального внимания учёных, и постепенно это понятие заняло одно из центральных мест в современной математике. Что же касается людей, от математики далёких, то к началу сороковых годов это слово они могли услышать разве что во время учебы

вшколе, в сочетании «алгоритм Евклида». Несмотря на это, алгоритм все ещё воспринимался как термин сугубо специальный, что подтверждается отсутствием соответствующих статей в менее объёмных изданиях. В частности, его нет даже в десятитомной Малой Советской Энциклопедии (1957), не говоря уже об однотомных энциклопедических словарях. Но зато спустя десять лет, в третьем издании Большой советской энциклопедии (1969) алгоритм уже характеризуется как одна из основных категорий математики, «не обладающих формальным определением в терминах более простых понятий, и абстрагируемых непосредственно из опыта». За сорок лет алгоритм превратился в одно из ключевых понятий математики, и признанием этого стало включение слова уже не в энциклопедии, а в словари. Например, оно присутствует

вакадемическом «Словаре русского языка» (1981) именно как термин из области математики.

Одновременно с развитием понятия алгоритма постепенно происходила и его экспансия из чистой математики в другие сферы. И начало ей положило появление компьютеров, благодаря которому слово «алгоритм» вошло в 1985 во все школьные учебники информатики и обрело новую жизнь. Вообще можно сказать, что его сегодняшняя известность напрямую связана со степенью распространения компьютеров. Например, в третьем томе «Детской энциклопедии» (1959) о вычислительных машинах говорится немало, но они ещё не стали чем-топривычным и воспринимаются скорее как некий атрибут светлого, но достаточно далёкого будущего. Соответственно и алгоритмы ни разу не упоминаются на её страницах. Но уже в начале70-хгг. прошлого столетия, когда компьютеры перестали быть экзотической диковинкой, слово «алгоритм» стремительно входит в обиход. В «Энциклопедии кибернетики» (1974) в статье «Алгоритм» он уже связывается с реализацией на вычислительных машинах, а в «Советской военной энциклопедии» (1976) даже появляется отдельная статья «Алгоритм решения задачи на ЭВМ». За последние два десятилетия компьютер стал неотъемлемым атрибутом нашей жизни, компьютерная лексика становится все более привычной. Слово «алгоритм» в наши дни известно, вероятно, каждому. Оно уверенно шагнуло даже в разговорную речь, и сегодня мы нередко встречаем в газетах выражения вроде «алгоритм поведения», «алгоритм успеха» или даже «алгоритм предательства».

***1.3 Виды алгоритмов***

**Прикладные алгоритмы**, предназначены для решения определенных прикладных задач. Алгоритм считается правильным, если он отвечает требованиям задачи (например, даёт физически правдоподобный результат). Алгоритм (программа) содержит ошибки, если для некоторых исходных данных он даёт неправильные результаты, сбои, отказы или не даёт никаких результатов вообще. Важную роль играют**рекурсивные алгоритмы**(алгоритмы, вызывающие сами себя до тех пор, пока не будет достигнуто некоторое условие возвращения). Начиная с конца XX - начала XXI века активно разрабатываются**параллельные алгоритмы**, предназначенные для вычислительных машин, способных выполнять несколько операций одновременно.

**Рекурсия**- метод определения функции через её предыдущие и ранее определенные значения, а так же способ организации вычислений, при котором функция вызывает сама себя с другим аргументом.

Большинство современных языков высокого уровня поддерживают механизм рекурсивного вызова, когда функция, как элемент структуры языка программирования, возвращающая вычисленное значение по своему имени, может вызывать сама себя с другим аргументом. Эта возможность позволяет напрямую

http://profbeckman.narod.ru/

реализовывать вычисление рекурсивно определенных функций. Аппарат рекурсивных функций равномощен машине Тьюринга (см. ниже), и, следовательно, любой рекурсивный алгоритм может быть реализован итерационно.

Алгоритм - это точно определённая инструкция, последовательно применяя которую к исходным данным, можно получить решение задачи. Для каждого алгоритма есть некоторое множество объектов, допустимых в качестве исходных данных. Например, в алгоритме деления вещественных чисел делимое может быть любым, а делитель не может быть равен нулю.

Алгоритм служит, как правило, для решения не одной конкретной задачи, а некоторого класса задач. Так, алгоритм сложения применим к любой паре натуральных чисел. В этом выражается его свойство массовости, то есть возможности применять многократно один и тот же алгоритм для любой задачи одного класса.

Для разработки алгоритмов и программ используется **алгоритмизация**- процесс систематического составления алгоритмов для решения поставленных прикладных задач. Алгоритмизация считается обязательным этапом в процессе разработки программ и решении задач на ЭВМ. Именно для прикладных алгоритмов и программ принципиально важны детерминированность, результативность и массовость, а также правильность результатов решения поставленных задач.

Алгоритм может быть записан словами и изображён схематически. Обычно сначала (на уровне идеи) алгоритм описывается словами, но по мере приближения к реализации он обретает всё более формальные очертания и формулировку на языке, понятном исполнителю (например, машинный код). Например, для описания алгоритма применяются блок-схемы.Другим вариантом описания, не зависимым от языка программирования, является псевдокод.

Хотя в определении алгоритма требуется лишь конечность числа шагов, требуемых для достижения результата, на практике выполнение даже хотя бы миллиарда шагов является слишком медленным. Также обычно есть другие ограничения (на размер программы, на допустимые действия). В связи с этим вводят такие понятия как сложность алгоритма (временная, по размеру программы, вычислительная и др.).

Для каждой задачи может существовать множество алгоритмов, приводящих к цели. Увеличение эффективности алгоритмов составляет одну из задач современной информатики. В 50-хгг. XX века появилась даже отдельная её область – быстрые алгоритмы. В частности, в известной всем с детства задаче об умножении десятичных чисел обнаружился ряд алгоритмов, позволяющих существенно (в асимптотическом смысле) ускорить нахождение произведения.

**Быстрые алгоритмы**- область вычислительной математики, которая изучает алгоритмы вычисления заданной функции с заданной точностью с использованием как можно меньшего числа битовых операций.

Замечания. 1) Существует много разных способов для записи (описания) одного и того же алгоритма: текстовая форма записи; запись в видеблок-схемы;запись алгоритма накаком-либоалгоритмическом языке; представление алгоритма в виде машины Тьюринга или машины Поста. Выбор способа записи алгоритма зависит от нескольких причин. Если важна наглядность записи алгоритма, то разумно использоватьблок-схему.Если алгоритм небольшой, то его можно записать в текстовой форме. При этом команды могут быть пронумерованы или записаны в виде сплошного текста.

2)Вне зависимости от выбранной формы записи элементарные шаги алгоритма (команды) при укрупнении объединяются в алгоритмические конструкции: последовательные, ветвящиеся, циклические, рекурсивные. В 1969 Э.Дейкстра доказал, что для записи любого алгоритма достаточно трёх основных алгоритмических конструкций: последовательных, ветвящихся, циклических.

3)Если задача имеет алгоритмическое решение, то можно придумать множество различных способов её решения, т.е. различных алгоритмов решения одной и той же задачи, на основе которого можно выбрать самый эффективный способ (наилучший) алгоритм.

***1.3 Исполнитель алгоритмов***

Понятие исполнителя невозможно определить с помощью какой-либоформализации. Исполнителем может быть человек, группа людей, робот, станок, компьютер, язык программирования и т.д. Важнейшим свойством, характеризующим любого из этих исполнителей, является то, что исполнитель умеет выполнять некоторые команды. Такисполнитель-человекумеет выполнять такие команды, как «встать», «сесть», «включить компьютер» и т.д., а исполнитель - язык программирования Бейсик - команды***PRINT*, *END*, *LIST***и другие аналогичные. Вся совокупность команд, которые данный исполнитель умеет выполнять,

называется ***системой команд исполнителя (СКИ)***.

http://profbeckman.narod.ru/

**Пример 2.**Рассмотримисполнителя-робота,(**Рис. 1**) работа которого состоит в собственном перемещении по рабочему полю (квадрату произвольного размера, разделенному на клетки) и перемещении объектов, в начальный момент времени находящихся на "складе" (правая верхняя клетка).

**Рис.1.**Исполнитель***Робот***

Одно из принципиальных обстоятельств состоит в том, что исполнитель не вникает в смысл того, что он делает, но получает необходимый результат. В таком случае говорят, что исполнитель действует формально, т.е. отвлекается от содержания поставленной задачи и только строго выполняет некоторые правила, инструкции. Это - важная особенность алгоритмов. Наличие алгоритма формализует процесс решения задачи, исключает рассуждение исполнителя. Использование алгоритма и дает возможность решать задачу формально, механически исполняя команды алгоритма в указанной последовательности. Целесообразность предусматриваемых алгоритмом действий обеспечивается точным анализом со стороны того, кто составляет этот алгоритм. Введение в рассмотрение понятия «исполнитель» позволяет определить алгоритм как понятное и точное предписание исполнителю совершить последовательность действий, направленных на достижение поставленной цели. В случае исполнителя-роботамы имеем пример алгоритма «в обстановке», характеризующегося отсутствиемкаких-либовеличин. Наиболее же распространенными и привычными являются алгоритмы работы с величинами - числовыми, символьными, логическими и т.д.

**Рис. 2.**Типы вершин

На **Рис. 2**изображены «функциональная» (a) вершина (имеющая один вход и один выход); "предикатная" (б) вершина, имеющая один вход и два выхода (в этом случае функция***Р***передает управление по одной из ветвей в зависимости от значения***Р***(***Т***,

т.е. ***True***, означает «истина»,***F***, т.е.***False***– «ложь»); «объединяющая» (в) вершина (вершина «слияния»), обеспечивающая передачу управления от одного из двух входов к выходу. Иногда вместо**Т**пишут «да» (либо знак «+»), вместо***F***– «нет» (либо знак«-»).

Из данных элементарных блок-схемможно построить четыреблок-схемы(**Рис. 3**), имеющих особое значение для практики алгоритмизации.

**Рис. 3.**Видыблок-схем

На **Рис. 3**изображены следующиеблок-схемы:а - композиция, или следование; б - альтернатива, или развилка, в и г -блок-схемы,каждую из которых называют итерацией, или циклом (с предусловием (в), с постусловием (г)).***S*1**и***S*2**представляют собой в общем случае некоторые серии команд для соответствующего исполнителя,***В***- это условие, в зависимости от истинности (***Т***) или ложности (**F**) которого управление

передается по одной из двух ветвей. Можно доказать что для составления любого алгоритма достаточно представленных выше четырех блок-схем,если пользоваться их последовательностями и/или суперпозициями.

http://profbeckman.narod.ru/

**Рис. 4.**Развитие структуры типа "альтернатива" а) неполная развилка; б) структура "выбор"

Блок-схема"альтернатива" может иметь и сокращенную форму в которой отсутствует ветвь***S*2**(**Рис. 4а**). Развитиемблок-схемытипа "альтернатива" являетсяблок-схема"выбор" (**Рис.**4**б**).

На практике при составлении блок-схемоказывается удобным использовать и другие графические знаки, некоторые из них приведены в**Табл. 1**.

**Табл. 1.**Символы, используемые при построенииблок-схем

**Символ Описание**

Начало и конец алгоритма

Вызов

вспомогательного

алгоритма

Выполнение операцийВвод-выводданных

***1.4 Алгоритмический язык***

Достаточно распространенным способом представления алгоритма является его запись на алгоритмическом языке, представляющем в общем случае систему обозначений и правил для единообразной и точной записи алгоритмов и исполнения их. Отметим, что между понятиями «алгоритмический язык» и «языки программирования» есть различие; прежде всего, под исполнителем в алгоритмическом языке может подразумеваться не только компьютер, но и устройство для работы «в обстановке». Программа, записанная на алгоритмическом языке, не обязательно, предназначена компьютеру. Практическая же реализация алгоритмического языка - отдельный вопрос в каждом конкретном случае.

Как и каждый язык, алгоритмический язык имеет свой словарь. Основу этого словаря составляют слова, употребляемые для записи команд, входящих в систему команд исполнителя того или иного алгоритма. Такие команды называют простыми командами. В алгоритмическом языке используют слова, смысл и способ употребления которых задан раз и навсегда. Эти слова называют служебными. Использование служебных слов делает запись алгоритма более наглядной, а форму представления различных алгоритмов – единообразной.

Алгоритм, записанный на алгоритмическом языке, должен иметь название. Название желательно выбирать так, чтобы было ясно, решение какой задачи описывает данный алгоритм. Для выделения названия алгоритма перед ним записывают служебное слово ***АЛГ (АЛГоритм)***. За названием алгоритма (обычно с новой строки) записывают его команды. Для указания начала и конца алгоритма его команды заключают в пару служебных слов***НАЧ (НАЧало)***и***КОН (КОНец)***. Команды записывают последовательно.

Приведем последовательность записи алгоритма:

АЛГ название алгоритма

http://profbeckman.narod.ru/

НАЧ Серия команд алгоритма

КОН

Например, алгоритм, определяющий движение исполнителя-робота,может иметь вид:

АЛГ в\_склад НАЧ

ВПЕРЕД

ВПРАВО

ВПРАВО

ВПЕРЕД

ВПЕРЕД

КОН

При построении новых алгоритмов могут использоваться алгоритмы, составленные ранее. Алгоритмы, целиком используемые в составе других алгоритмов, называют ***вспомогательными алгоритмами***. Вспомогательным может оказаться любой алгоритм из числа ранее составленных. Не исключается также, что вспомогательным в определенной ситуации может оказаться алгоритм, сам содержащий ссылку на вспомогательные алгоритмы. Очень часто при составлении алгоритмов возникает необходимость использования в качестве вспомогательного одного и того же алгоритма, который к тому же может быть весьма сложным и громоздким. Было бы нерационально, начиная работу, каждый раз заново составлять и запоминать такой алгоритм для его последующего использования. Поэтому в практике широко используют так называемые***встроенные***(или***стандартные***) вспомогательные алгоритмы, т.е. такие алгоритмы, которые постоянно имеются в распоряжении исполнителя. Обращение к таким алгоритмам осуществляется так же, как и к «обычным» вспомогательным алгоритмам. Уисполнителя-роботавстроенным вспомогательным алгоритмом может быть перемещение в склад из любой точки рабочего поля; у исполнителя - язык программирования Бейсик - это, например, встроенный алгоритм**«*SIN*»**.

Алгоритм может содержать обращение к самому себе как вспомогательному и в этом случае его называют ***рекурсивным***. Если команда обращения алгоритма к самому себе находится в самом алгоритме, то такую рекурсию называют***прямой***. Возможны случаи, когда рекурсивный вызов данного алгоритма происходит из вспомогательного алгоритма, к которому в данном алгоритме имеется обращение. Такая рекурсия называется***косвенной***. Пример прямой рекурсии:

АЛГ движение НАЧ

вперед

вперед

вправо

движение

КОН

Алгоритмы, при исполнении которых порядок следования команд определяется в зависимости от результатов проверки некоторых условий, называют ***разветвляющимися***. Для их описания в алгоритмическом языке используют специальную составную команду -***команду ветвления***. Она соответствуетблок-схеме"альтернатива" и также может иметь полную или сокращенную формуй. Применительно кисполнителю-роботуусловием может быть проверка нахождения робота у края рабочего поля (край не\_край); проверка наличия объекта в текущей клетке (есть/нет) и некоторые другие:

ЕСЛИ условие ТО серия 1 ИНАЧЕ серия 2

ВСЕ ЕСЛИ условие

ТО серия ВСЕ ЕСЛИ край

ТО вправо ИНАЧЕ вперед

ВСЕ

Ниже приводится запись на алгоритмическом языке команды выбора, являющейся развитием команды ветвления:

ВЫБОР ПРИ условие 1: серия 1

ПРИ условие 2: серия 2

. . . . .

ПРИ условие N: серия N

ИНАЧЕ серия N+1 ВСЕ

Алгоритмы, при исполнении которых отдельные команды или серии команд выполняются неоднократно, называют ***циклическими***. Для организации циклических алгоритмов в алгоритмическом языке используют специальную составную команду цикла. Она соответствуетблок-схемамтипа "итерация" и может принимать следующий вид:

ПОКА условие НЦ

серия 1

КЦ

или

НЦ

серия 1 ДО условие КЦ

В случае составления алгоритмов работы с величинами можно рассмотреть и другие возможные алгоритмические конструкции, например, цикл с параметром или выбор. Подробно эти конструкции будут рассматриваться при знакомстве с реальными языками программирования. В заключение приведем алгоритм, составленный для исполнителя-робота,по которому робот переносит все объекты со склада в левый нижний угол рабочего поля (поле может иметь произвольные размеры):

АЛГ до\_края НАЧ

ПОКА не\_край НЦ

вперед

КЦ

КОН АЛГ в\_угол3 НАЧ

до\_края вправо до\_края вправо

КОН АЛГ перенос НАЧ

в\_угол3 ЕСЛИ есть ТО

взять в\_угол3 установить перенос

ИНАЧЕ в\_угол3

ВСЕ

КОН

**2.Вычислимые функции**

### Аналитическое решение и моделирование. Программирование как имитация

Все же наличие алгоритмически неразрешимых проблем не исключает возможностей применения программных решений в этой области. Здесь уместно вспомнить о моделировании и имитации, а также провести параллель с математикой:

- в математике в некоторых случаях невозможно получить аналитическое решение задачи, например, уравнения. Это является аналогом алгоритмически неразрешимой проблемы;

- аналитическое решение, полученное в виде **формулы,** является в математике аналогом компьютерной программы. Она позволяет получить **общее** решение для всех случаев.

- в формуле аналитического решения «заключен интеллект» математика, которой ее вывел;

- компьютерная программа аналогично дает решение для любого случая, но в данном случае также работает не «интеллект» компьютера (программы), а «воспроизводится» интеллект программиста, разработавшего соответствующий алгоритм.

Особенность программы – «воспроизводство» интеллекта программиста, заложенного в алгоритм.

При невозможности решения проблемы в общем виде, можно попытаться получить ряд частных решений, основываясь на моделирований или имитации тех явлений, которые составляют суть проблемы. Например, **вычислительная математика (численные методы) –** область математики, которая как раз занимается методами получения приближенных частных решений математических проблем, обычно не разрешимых в общем виде. Основой таких методов является имитация процесса получения решения путем манипулирования в программе математическими объектами в соответствии с законами, заданными в математической модели (например, уравнениями).

Отсюда следует другой принцип применения программ: создание программных моделей физических объектов (необязательно через математические модели, возможно и прямое представление) с последующей имитацией (моделированием) их поведения. Это позволяет получать частные решения тех проблем, которые не могут быть разрешены в общем виде.

**3.Формальная теория вычислимости**

### Программы и их место в иерархии формальных систем

 *«Некоторые вещи нам непонятны не потому, что понятия наши слабы, а потому что они не входят в круг наших понятий».* ***Козьма Прутков***

Как мы видели, основное ограничение программ (на практике) и алгоритмов (в теории алгоритмов) состоит в самоприменимости: насколько возможны программы, анализирующие и производящие «программы вообще». На самом деле эта проблема не только теории алгоритмов и, как следствие, программ. Она касается ограниченности и замкнутости любой формальной системы: **никакая формальная система не может содержать полное описание самой себя.** Более точно это сформулировано в теоремах Гёделя о неполноте:

**Теорема 1**. В любой замкнутой формальной системе (теории) существует верная формула (утверждение), не доказуемая в этой теории.

**Теорема 2**. Формула (утверждение), выражающая непротиворечивость теории, не может быть доказана в этой теории: то есть любая теория не может содержать непротиворечивое (полное) описание самой себя.

Сказанное целиком и полностью относится к программам, которые тоже представляют собой формальную систему. Но кроме программ (машин Тьюринга), существуют более простые формальные системы, о существовании и возможностях которых должен знать программист: конечные автоматы, сети Петри, формальные грамматики, которые, на самом деле являются частными случаями программных систем с теми или иными принципиальными ограничениями.

Любая из них имеет определенные границы применимости, выше которых «ей не дано подняться» в силу ее собственной сложности. То есть определенные идеи в такой формальной системе просто не представимы или не выразимы.Это свойство системы можно назвать **моделирующей способностью.** С другой стороны, для каждой формальной системы существуют проблемы, которые разрешимы в них в общем виде: для них существует алгоритм решения. Это свойство называется **разрешимостью.** Очевидно, чем больше моделирующая способность системы, тем меньше в ней разрешимых проблем, то есть тем меньше она может быть подвержена автоматизации и программной реализации.

**Конечный автомат.** Самая простая формальная система, которую можно определить как **алгоритм без данных.**  Такая система не содержит собственных данных, а реагирует только на текущее состояние внешней среды (единственный элемент памяти хранит текущее состояние алгоритма). Можно сказать, что конечный автомат моделирует **инстинктивное поведение** без адаптации и обучения, основанных на запоминании.

Конечные автоматы «горячо любимы» именно из-за их разрешимости: существуют алгоритмы различного рода анализа и преобразований конечных автоматов. Поэтому, если решаемую проблему можно сформулировать в этой формализме, то соответствующими решениями можно будет воспользоваться.

**Формальная грамматика -**  формальная системы, поведение которой может быть смоделировано сочетанием конечного автомата (алгоритмической компоненты) и стековой памяти. В отличие от конечных автоматов, распознающих линейные последовательности входных данных, формальные грамматики допускают наличие неограниченной вложенности распознаваемых элементов. Например, синтаксис языков программирования описывается формальной грамматикой. Вместе с тем, в формальные грамматиках алгоритмически разрешимы многие проблемы, связанные с автоматизацией процесса трансляции (синтаксического анализа). Для отдельных классов грамматик существуют алгоритмы построения распознавателей (синтаксических процессоров).

 Итак, программы (соответствующий им формализм – машина Тьюринга) являются завершающим звеном в цепи более простых формальных систем. Работа всех этих формальных систем может быть описана при помощи программ (смоделирована на компьютере). Чем проще формальная система, тем большее число проблем в ней алгоритмически разрешимо, т.е. поддается программированию **для общего случая.** В самом же программировании большинство задач, связанных с проектированием программ, алгоритмически не разрешимо.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| **Система** | **Краткое определение** | **Свойства, возможности** |
| Конечный автомат | Алгоритм «без данных» | «Инстинктивное» поведение, распознавание последовательностей, неадаптивное поведение |
| Формальная грамматика | Конечный автомат со стековой памятью | Распознавание вложенных последовательностей произвольной глубины |
| Сеть Петри | Система конечных автоматов | Поведение параллельных и независимых систем |
| Машина Тьюринга (программа) | Конечный автомат с неограниченной памятью | Адаптивное поведение с элементами запоминания и обучения по заданной программе (правилам игры) |
| Программист | **Неформальная система** | Разработка программ (правил игры) |

**4.Машина Тьюринга**

 ***Машина Тьюринга***

**Маши́наТью́ринга(МТ)**- абстрактный исполнитель (абстрактная вычислительная машина).

Предложена Аланом Тьюрингом в1936 для формализации понятия алгоритма. Машина Тьюринга является расширением конечного автомата и, согласнотезису Чёрча - Тьюринга, способна имитировать все другие исполнители (с помощью задания правил перехода), каким-либо образом реализующие процесс пошагового вычисления, в котором каждый шаг вычисления достаточно элементарен.

**Те́зис Чёрча - Тью́ринга**- фундаментальное утверждение для многих областей науки, таких, как теория вычислимости, информатика, теоретическая кибернетика и др. Это утверждение было высказано Алонзо Чёрчем и Аланом Тьюрингом в середине1930-х годов. В самой общей форме оно гласит, что любая интуитивно вычислимая функция является частично вычислимой, или, что тоже самое, может быть вычислена некоторой машиной Тьюринга. Тезис Чёрча - Тьюринга невозможно строго доказать или опровергнуть, поскольку он устанавливает «равенство» между строго формализованным понятием частично вычислимой функции и неформальным понятием «интуитивно вычислимой функции».

**Физический тезис Чёрча - Тьюринга**гласит: Любая функция, которая может быть вычислена физическим устройством, может быть вычислена машиной Тьюринга.

У Тьюринга целью создания абстрактной воображаемой машины было получение возможности доказательства существования или несуществования алгоритмов решения различных задач. Руководствуясь этой целью, Тьюринг искал как можно более простую, «бедную» алгоритмическую схему, лишь бы она была универсальной.

Машина Тьюринга – это строгое математическое построение, математический аппарат (аналогичный, например, аппарату дифференциальных уравнений), созданный для решения определённых задач. Этот математический аппарат был назван «машиной» по той причине, что по описанию его составляющих частей и функционированию он похож на вычислительную машину. Принципиальное отличие машины Тьюринга от вычислительных машин состоит в том, что её запоминающее устройство представляет собой бесконечную ленту: у реальных вычислительных машин запоминающее устройство может быть как угодно большим, но обязательно конечным. Машину Тьюринга нельзя реализовать именно из-за бесконечности её ленты. В этом смысле она мощнее любой вычислительной машины.

В состав машины Тьюринга входит бесконечная в обе стороны *лента*(возможны машины Тьюринга, которые имеют несколько бесконечных лент), разделённая на ячейки, и *управляющее устройство*, способное находиться в одном из *множества состояний – автомат*(головка для считывания/записи, управляемая программой). Число возможных состояний управляющего устройства конечно и точно задано. Управляющее устройство может перемещаться влево и вправо по ленте, читать и записывать в ячейки ленты символы некоторого конечного алфавита. Выделяется особый *пустой*символ, заполняющий все клетки ленты, кроме тех из них (конечного числа), на которых записаны входные данные. Управляющее устройство работает согласно *правилам перехода*, которые представляют алгоритм, *реализуемый*данной машиной Тьюринга. Каждое правило перехода предписывает машине, в зависимости от текущего состояния и наблюдаемого в текущей клетке символа, записать в эту клетку новый символ, перейти в новое состояние и переместиться на одну клетку влево или вправо. Некоторые состояния машины Тьюринга могут быть помечены как *терминальные*, и переход в любое из них означает конец работы, остановку алгоритма.

Машина Тьюринга называется *детерминированной*, если каждой комбинации состояния и ленточного символа в таблице соответствует не более одного правила. Если существует пара (ленточный символ - состояние), для которой существует 2 и более команд, такая машина Тьюринга называется

*недетерминированной*.

http://profbeckman.narod.ru/

С каждой машиной Тьюринга связаны два конечных алфавита: алфавит входных сигналов *A*={*a0, a1,…,am*} и алфавит *Q*={*q0, q1,…,qp*). (С разными машинами Тьюринга могут быть связаны разные алфавиты *A*и*Q*). Состояние q0 называется пассивным. Считается, что если машина попала в это состояние, то она закончила свою работу. Состояние*q*1 называется начальным. Находясь в этом состоянии, машина начинает свою работу. Входное слово размещается на ленте по одной букве в расположенных подряд ячейках. Слева и справа от входного слова находятся только пустые ячейки (в алфавит *А*всегда входит «пустая» буква*а*0 – признак того, что ячейка пуста.

Конкретная машина Тьюринга задаётся перечислением элементов множества букв алфавита *A*, множества состояний Q и набором правил, по которым работает машина. Они имеют вид: *qiaj*→*q*i1*a*j1d*k*(если головка находится в состоянии *qi*, а в обозреваемой ячейке записана буква *aj*, то головка переходит в состояние*qi*1, в ячейку вместо *aj*записывается *aj1*, головка делает движение d*k*, которое имеет три варианта: на ячейку влево (*L*), на ячейку вправо (*R*), остаться на месте (*N*)). Для каждой возможной конфигурации <*qi, aj*> имеется ровно одно правило. Правил нет только для заключительного состояния, попав в которое машина останавливается. Кроме того, необходимо указать конечное и начальное состояния, начальную конфигурацию на ленте и расположение головки машины.

Автомат может двигаться вдоль ленты влево или вправо, читать содержимое ячеек и записывать в ячейки буквы. Ниже представлена схема машины Тьюринга, автомат которой обозревает первую ячейку с данными:

Автомат каждый раз «видит» только одну ячейку. В зависимости от того, какую букву *ai*он видит, а также в зависимости от своего состояния *qj,*автомат может выполнять следующие действия: записать новую букву в обозреваемую ячейку; выполнить сдвиг по ленте на одну ячейку вправо/влево или остаться на месте; перейти в новое состояние. То есть у машины Тьюринга есть три вида команд. Каждый раз для очередной пары (*qj, ai*) машина Тьюринга может выполнить определённую команду в соответствии с программой.

Машина Тьюринга представляет собой простейшую вычислительную машину с линейной памятью, которая согласно формальным правилам преобразует входные данные с помощью последовательности элементарных действий. Элементарность действий заключается в том, что действие меняет лишь небольшой кусочек данных в памяти (в случае машины Тьюринга - лишь одну ячейку), и число возможных действий конечно. Несмотря на простоту машины Тьюринга на ней можно вычислить всё, что можно вычислить на любой другой машине, осуществляющей вычисления с помощью последовательности элементарных действий. Это свойство называется полнотой.

Машина Тьюринга может выполнять все возможные преобразования слов, реализуя тем самым все возможные алгоритмы.

Один из естественных способов доказательства того, что алгоритмы вычисления, которые можно реализовать на одной машине, можно реализовать и на другой, - это имитация первой машины на второй. Имитация заключается в следующем. На вход второй машине подаётся описание программы (правил работы) первой машины *D*и входные данные*X*, которые должны были поступить на вход первой машины. Нужно описать такую программу (правила работы второй машины), чтобы в результате вычислений на выходе оказалось то же самое, что вернула бы первая машина, если бы получила на вход данные*X*.

На машине Тьюринга можно имитировать (с помощью задания правил перехода) все другие исполнители, каким-либо образом реализующие процесс пошагового вычисления, в котором каждый шаг вычисления достаточно элементарен. На машине Тьюринга можно имитировать машину Поста, нормальные алгоритмы Маркова и любую программу для обычных компьютеров, преобразующую входные данные в выходные по какому-либо алгоритму. В свою очередь, на различных абстрактных исполнителях можно имитировать Машину Тьюринга. Исполнители, для которых это возможно, называются *полными по Тьюрингу*.

Богатство возможностей машины Тьюринга проявляется в том, что если какие-тоалгоритмы *А*и *В* реализуются машинами Тьюринга, то можно построить машины Тьюринга, реализующие различные композиции алгоритмов *А*и *В*. Например, «Выполнить *А*, затем выполнить *В*» или «Выполнить *А*. Если в результате получилось слово «да», выполнить *В*. В противном случае не выполнять *В*» или «Выполнять поочерёдно *А, В*, пока *В*не даст ответ 0».

Очевидно, что такие композиции также являются алгоритмами, поэтому их реализация посредством машины Тьюринга подтверждает, что конструкция Тьюринга является универсальным исполнителем.

http://profbeckman.narod.ru/

Всякий алгоритм может быть реализован соответствующей машиной Тьюринга. Все алгоритмы, придуманные человечеством в течение столетий могут быть реализованы машиной Тьюринга.

Как уже упоминалось, каждый алгоритм предназначен для какого-то конкретного исполнителя, у каждого исполнителя есть своя система команд, есть свой круг задач. Тьюрингом же был построен универсальный исполнитель, который может решить любую известную задачу. Этот фундаментальный результат был получен в то время, когда универсальных вычислительных машин ещё не существовало. Более того, сам факт построения воображаемого универсального исполнителя позволил высказать предположение о целесообразности построения универсальной вычислительной машины, которая бы могла решать любые задачи при условии соответствующего кодирования исходных данных и разработки соответствующей программы действий исполнителя.

Есть программы для обычных компьютеров, имитирующие работу машины Тьюринга. Но данная имитация неполная, так как в машине Тьюринга присутствует абстрактная бесконечная лента. Бесконечную ленту с данными невозможно в полной мере имитировать на компьютере с конечной памятью (суммарная память компьютера - оперативная память, жёсткие диски, различные внешние носители данных, регистры и кэш процессора и др. - может быть очень большой, но, тем не менее, всегда конечна).

**Материалы для Консультации**

**5.Машины с неограниченными регистрами**

***Алгоритмически неразрешимые задачи и вычислимые функции***

Существуют задачи, которые алгоритмически разрешить невозможно.

В начале 20-говека немецкий математик Давид Гильберт в 1900 сформулировал 23 математические проблемы. Для нас интересно, что сегодня доказана невозможность построения алгоритма для решения десятой проблемы Гильберта о диофантовых уравнениях. Доказана также невозможность создания универсального (пригодного для любой программы) алгоритма отладки программы. Впрочем, для конкретных алгоритмов и некоторых классов алгоритмов проблему останова и/или отладки соответствующей программы решить можно. Так, программа, состоящая только из линейных конструкций всегда закончит свою работу.

Сформулированная Г. Лейбницем (1646-1716) проблема проверки правильности любых математических утверждений также является алгоритмически неразрешимой. Напомним, что в

http://profbeckman.narod.ru/

современной математике почти все математические теории строятся на аксиоматической основе. Суть соответствующего аксиоматического метода состоит в следующем: все предложения (теоремы) данной теории получаются посредством формально-логического вывода из нескольких предложений (аксиом), принимаемых в данной теории без доказательства. Ранее других была осуществлена аксиоматизация геометрии. Так вот, в рамках теории алгоритмов был получен отрицательный ответ на вопрос об алгоритмической разрешимости проблемы распознавания выводимости (построения общего метода решения любой математической задачи). В 1936 американский математик Чёрч доказал следующую теорему: Проблема распознавания выводимости алгоритмически неразрешима. Тем самым выяснилась не только причина безуспешности всех прошлых попыток создания соответствующего алгоритма, но и доказана бессмысленность дальнейших попыток.

Вернёмся к задачам, которые имеют алгоритмическое решение. Ранее показано, что если задача имеет решение, то можно написать и машину Тьюринга и машину Поста для решения этой задачи. При этом на выходные данные накладываются формальные ограничения (входные слова кодируются в некотором алфавите), а сами алгоритмы сконструированы в разных алгоритмических моделях (схемах). Возникает вопрос: можно ли в принципе говорить об общих свойствах алгоритмов при такой конкретизации?

В теории алгоритмов строго доказано, что любой алгоритм, описанный в одной модели, может быть описан и в другой. Такая взаимная сводимость алгоритмических моделей позволила создать систему понятий, не зависящую от выбора конкретной формализации понятия алгоритма. В основе этой системы лежит понятие вычислимой функции.

Относительно каждого алгоритма А можно сказать, что он вычисляет значение функции FA (реализует функцию FA) при некоторых значениях входных величин.

Функция, вычисляемая некоторыми алгоритмами, называется вычислимой функцией (алгоритмически вычислимой).

Введённое понятие вычислимой функции, так же, как и понятие алгоритма, является интуитивным. Фактически алгоритм – это способ задания функции. Функции могут задаваться и другими способами, например, таблицей и формулой. Однако существуют и такие задачи, в которых связь между входными и выходными параметрами настолько сложна, что нельзя составит алгоритм преобразования

входных данных в результат. Такие функции являются не вычислимыми.

Понятия алгоритма и вычислимой функции являются наиболее фундаментальными понятиями информатики и математики. Систематическое изучение алгоритмов и различных моделей вычислений привело к созданию особой дисциплины, пограничной между математикой и информатикой – **теории алгоритмов**, в которой выделен раздел «*теории вычислимости*».

Теория вычислимых (с помощью компьютеров) функций появилась в 30-егоду20-гостолетия, когда никаких компьютеров ещё не было. Первые компьютеры появились в40-хгодах, и их появление стало возможным именно благодаря достижениям теории вычислимости. Так, в рамках теории алгоритмов было сформулировано понятие вычислительной машины и было показано, что для осуществления всевозможных преобразований вовсе не обязательно строить каждый раз специализированные вычислительные устройства: всё это можно сделать на одном универсальном устройстве при помощи подходящей программы и соответствующего кодирования.

 ***Понятие сложности алгоритма***

Если для решения задачи существует один алгоритм, то можно придумать и много других алгоритмов для решения этой же задачи.

Как правило, мы высказываем суждение об алгоритме на основе его оценки исполнителем человеком. Алгоритм кажется нам сложным, если даже после внимательного его изучения мы не можем понять, что же он делает. Мы можем назвать алгоритм сложным и запутанным из-за того, что он обладает разветвлённой логической структурой, содержащей много проверок условий и переходов. Однако для компьютера выполнение программы, реализующей такой алгоритм, не составит труда, т.к. он выполняет одну команду за другой, и для компьютера неважно – операция ли это умножения или проверка условия.

Более того, мы можем написать громоздкий алгоритм, в котором выписаны подряд повторяющиеся действия (без использования циклической структуры). Однако с точки зрения компьютерной реализации практически нет никакой разницы, использован ли в программе оператор цикла (например, 10 раз на экран выводится слово «Привет») или 10 раз последовательно выписаны операторы вывода на экран слова «Привет». Поэтому для оценки эффективности алгоритмов введено понятие сложности алгоритма.

http://profbeckman.narod.ru/

**Вычислительным процессом**, порождённым алгоритмом, называется последовательность шагов алгоритма, пройденных при исполнении этого алгоритма.

В дальнейшем будем понимать под сложностью алгоритма количество элементарных действий в вычислительном процессе этого алгоритма, как функцию от исходных данных: именно в вычислительном процессе, а не в самом алгоритме. Для сравнения сложности разных алгоритмов необходимо, чтобы сложность подсчитывалась в одних и тех же элементарных действиях.

Временная сложность алгоритма – время *Т*, необходимое для его выполнения в зависимости от исходных данных. Оно равно произведению числа элементарных действий k на среднее время выполнения одного действия*t*: *T*=*kt*.

Поскольку *t*зависит от исполнителя, реализующего алгоритм, то естественно считать, что сложность алгоритма в первую очередь определяется значением *k*. Очевидно, что в наибольшей степени количество операций при выполнении алгоритма зависит от количества обрабатываемых данных. Действительно, для упорядочивания по алфавиту списка из 100 фамилий требуется существенно меньше операций, чем для упорядочивания списка из 100000 фамилий. Поэтому сложность алгоритма выражают в виде функции от объёма входных данных.

Пусть есть алгоритм *А*. Для него существуют параметр n, характеризующий объём обрабатываемых алгоритмом данных, этот параметр часто называют размерностью задачи. Обозначим через *T(n)*время выполнения алгоритма в худшем случае, через *f*– некую функцию от *n*.

Будем говорить, что *T(n)*алгоритма имеет порядок роста *f(n)*, или алгоритм имеет теоретическую сложность *O(f(n)*) (читается «о большое от *f(n)»,*если для *T(n)*найдётся такая константа c, что, начиная с некоторого n0, выполняется условие *T(n)≤cf(n).*Здесь предполагается, что функция *f(n)*неотрицательна, по крайней мере при*n*≥*n*0.

Так, например, алгоритм, выполняющий только операции чтения данных и занесения их в оперативную память, имеет линейную сложность *O(n*). Алгоритм сортировки методом прямого выбора имеет квадратичную сложность *O(n2),*так как при сортировке любого массива этот алгоритм будет выполнять (*n*2-*n*)/2операций сравнений (при этом операций перестановок вообще может не быть, например, на упорядоченном массиве). А сложность алгоритма умножения матриц (таблиц) размера *n*x*n*будет уже кубической *O(n3),*т.к. для вычисления каждого элемента результирующей матрицы требуется n умножений иn-1сложений, а всего этих элементов*n*2.

Для решения задачи могут быть разработаны алгоритмы различной сложности. Логично воспользоваться лучшим среди них, т.е. имеющим наименьшую сложность.

Наряду со сложностью важной характеристикой алгоритма является **эффективность**. Под эффективностью понимается выполнение следующего требования: не только весь алгоритм, но и каждый шаг его должны быть такими, чтобы исполнитель был способен выполнить их за разумное время. Например, если алгоритм, выдающий прогноз погоды на ближайшие сутки, будет выполняться неделю, то такой алгоритм просто-напросто никому не нужен.

Если мы рассматриваем алгоритмы, реализующиеся на компьютере, то к требованию выполнения за разумное время прибавляется требование выполнения в ограниченном объёме оперативной памяти.

 ***Анализ алгоритмов поиска***

Рассмотрим теперь классические задачи поиска и обсудим алгоритмы, реализующие эти задачи, т.е. изучим свойства алгоритмов. Остановимся только на двух алгоритмах, предназначенных для решения этой востребованной задачи.

Рассматривая различные алгоритмы решения одной и той же задачи, полезно проанализировать, сколько вычислительных ресурсов (время работы, память), и выбрать наиболее эффективный. Однако вначале надо договориться, какая модель вычислений будет использоваться. Будем считать, что наши алгоритмы выполняются на обычной однопроцессорной машине с произвольным доступом к памяти (данным).

В алгоритмах поиска существует две возможности окончания работы: либо поиск оказался удачным, т.е. позволил определить положение соответствующего элемента, либо он оказался неудачным, т.е. показал, что необходимого элемента в данном объёме информации нет. Хотя целью поиска является значение элемента, алгоритмы поиска в случае удачного окончания выдают местоположение искомого элемента, например, номер элемента в массиве. В качестве критерия оценки алгоритма используют такую характеристику, как сложность.

Известны алгоритмы последовательного поиска в неупорядоченной последовательности (неупорядоченном массиве) и в упорядоченном массиве. В задачи поиска может входить: поиск

http://profbeckman.narod.ru/

минимального элемента в неупорядоченном массиве; поиск в неупорядоченном массиве максимального и минимального элементов одновременно и др. В качестве примера рассмотрим поиск элемента в большом упорядоченном массиве информации находящимся в оперативной памяти компьютера. Для решения этой задачи разработаны эффективные алгоритмы, наиболее распространённым из них является алгоритм бинарного (двоичного) поиска, его иногда называют логарифмическим поиском, или методом деления пополам (дихотомией).

Основная идея бинарного поиска довольно проста, детали же нетривиальны, и правильно работающий алгоритм удаётся написать далеко не с первого раза. Одна из наиболее популярных реализаций этого алгоритма использует два указателя (*l*и *u*), соответствующие нижней и верхней границам поиска. С помощью этого алгоритма ищется элемент *k*в упорядоченном по возрастанию массиве a, содержащем *n* элементов.

Алгоритм бинарного поиска в упорядоченном массиве состоит из стадий:

1.Начальная установка: *l*=1, *u*=*n*.

2.Если *u*<*n*, то алгоритм окончен неудачно. В противном случае найти середину [*l*;*u*]. В этот момент

мы знаем, что если *k*есть в массиве, то выполняются неравенства *a*l≤*k*≤*au*. Установить *i*=[(*l*+*u*)/2]. Теперь *I* указывает примерно в середину рассматриваемой части массива.

3.Если *k*<*ai*, то перейти к шагу 4, если *k*>*ai*, то перейти к шагу 5, если *k*=*a*i, алгоритм окончен удачно.

4.Установить *u*=*i*-1и перейти к шагу 2.

5.Установить *l*=*i*+1 и перейти к шагу 2.

Шаг 3 алгоритма бинарного поиска выполняется порядка log2*n*раз, т.е. данный алгоритм имеет логарифмическую сложность по числу сравнений.

Перейдём теперь к анализу сортировки – одному из наиболее распространённых процессов современной обработки данных. Сортировкой называется распределение элементов множества по группам с определёнными правилами. Например, сортировка элементов массива, в результата которой получается массив, каждый элемент которого, начиная со второго, не больше стоящего от него слева, называется сортировкой по невозрастанию.

Здесь мы будем рассматривать только алгоритмы внутренние сортировки, которые применяются для переупорядочивания данных, которые полностью располагаются в оперативной (внутренней) памяти. В этом случае мы имеем прямой доступ к элементам массива. В отличие от внутренней сортировки, существует внешняя сортировка, алгоритмы такой сортировки используют память на внешних носителях (например, сортировка данных с последовательным доступом, хранящихся в файлах на жёстком диске).

Способов сортировки очень много, их можно разбить на группы в зависимости от идей, лежащей в их основе. Перечислим их для следующей задачи: дан одномерный массив целых чисел, требуется отсортировать его так, чтобы все элементы были расположены в порядке неубывания: *a*[*i*]≤*a*[*i*+1],*i*=1, 2,…,*n*-1.

Типичным алгоритмом, относящимся к обменным сортировкам является метод пузырька, который получил своё название по ассоциации: если мы будем сортировать этим алгоритмом массив по убыванию, то минимальный элемент «всплывает», а «тяжёлые» элементы опускаются на одну позицию к началу массива при каждом шаге алгоритма. Алгоритм сортировки «пузырьком» имеет квадратичную сложность *O*(*n*2). На практике этот метод используется редко, т.к. в нём много раз приходится просматривать массив, поэтому программа работает долго.

Другой метод обменной сортировки – сортировка выбором. В этом методе сначала находится элемент в массиве из *n*элементов. Пусть его место имеет номер*max*. Он меняется местами с элементом, стоящим на *n*-омместе, при условии, что *n*≠*max*. Из оставшихся неупорядоченными*n*-1первых элементов снова выделяется наибольший и меняется местами с элементом, стоящим на (*n*-1)-м месте и т.д. Алгоритм заканчивает свою работу, когда элементы, стоящие на1-ми2-мместах в массиве, будут напечатаны (для этого понадобится*n*-1итерация алгоритма). Аналогично данный алгоритм можно применять и к наименьшим элементам.

Алгоритм сортировки выбором имеет квадратичную сложность *O*(*n*2) относительно операций сравнения и линейную сложность *O(n)*относительно операций перестановки. Данный алгоритм целесообразно применять, если операция обмена над элементами массива трудоёмка, например, если элементом массива является запись с большим числом полей.

Сортировка выбором и сортировка «пузырьком» относятся к обменным сортировкам с убывающем шагом. Действительно, после выполнения каждой итерации алгоритма, количество элементов в неотсортированной части уменьшается на единицу. Сортировка вставками построена на ином принципе.

Вначале упорядочивается два первых элемент массива. Они образуют начальное упорядоченное множество *S*. Далее на каждом шаге берётся следующий по порядку элемент и вставляется в уже упорядоченное множество *S*так, чтобы слева от него все элементы были не больше, а справа – не меньше обрабатываемого. Место для вставки текущего элемента в упорядоченное множество *S*ищется методом деления пополам. Алгоритм сортировки заканчивает свою работу, когда элемент, первоначально стоящий на n-м месте, будет вставлен на соответствующее ему место.

Алгоритм сортировки вставками имеет квадратичную сложность *O*(*n*2) по числу присваиваний и сложность *O*(*n*log2*n*) по числу сравнений.

Все рассмотренные выше алгоритмы сортировки имеют квадратичную сложность, по крайней мере, по одному из параметров.

Существуют и более эффективные алгоритмы сортировки; сложность подобных универсальных алгоритмов составляет *O*(*n*log2*n*) по каждому из параметров.

Рассмотренные алгоритмы сортировок вставками, выбором, пузырьком являются примерами алгоритма, действующего по шагам: в отсортированную часть добавляются новые элементы один за другим. Существует другой подход, основанный на методе «разделяй и властвуй».

Многие алгоритмы по своей природе рекурсивны: решая некоторую задачу, они вызывают самих себя для решения её подзадач. Идея метода сортировки слиянием состоит как раз в этом. Сначала задача разбивается на несколько подзадач меньшего размера. Затем эти задачи решаются с помощью рекурсивного вызова. Наконец, их решения комбинируются и получается решение исходной задачи.

Для задачи сортировки эти три этапа выглядят следующим образом.

1.Сначала мы разбиваем массив на две половины.

2.Затем сортируем каждую из половин отдельно.

3.После этого соединяем два упорядоченных массива половинного размера в один.

Это соотношение влечёт *T*(*n*)=*O*(*n*log2*n*). Следовательно, для больших n сортировка слиянием эффективнее рассмотренных ранее алгоритмов сортировки, имеющих сложность *O*(n2).

Отметим, что часто разница между плохим и хорошим алгоритмом более существенна, чем разница между быстрым и медленным компьютером.

**практические задания**

**Решение задач**

1. Пусть дан алфавит А{в,с}. Постройте алгоритм И, перерабатывающий всякое слово Р в алфавите А, содержащее хотя бы одно вхождение буквы “в” в слово, которое получается вычеркиванием в Р самого левого вхождения “в”. Пустое слово перерабатывает в пустое. Алгоритм И неприменим к непустым словам, не содержащим вхождений буквы “в”.
2. Пусть А произвольный алфавит {а0, а1,…, аn}. Постройте нормальный алгоритм И в алфавите В=А такой, чтобы для любого слова Р в алфавите А выполнялось равенство И(Р)=Р. Причем Р- слово, обратное слово или обращение слова Р.
3. Пусть дан произвольный алфавит {а0, а1,…, аn}. Постройте нормальный алгоритм И, перерабатывающий всякое слово в пустое.
4. Постройте алгоритм И над алфавитом А, приписывающий к произвольному слову Р в А фиксированное слово в алфавите А слева.
5. Составить алгоритм решения для системы линейных уравнений на алгоритмическом языке Матричным методом.
6. Пусть дан граф *G=*(*X,*Г), дугам которого приписаны веса (стоимости), задаваемые матрицей С*=*[*сij*]. *Задача о кратчайшем пути* состоит в нахождении кратчайшего пути от заданной начальной вершины (*истока*) *s* до заданной конечной вершины (*стока*) *t*, при условии, что такой путь существует. Найти *µ*(*s,t*) при *L*(*µ*)→*min*, *s,t*Î*Х*, *t*Î*R*(*s*), где *R*(*s*) - множество, достижимое из вершины *s*.
7. Определите нормальный алгоритм, который уменьшает число на единицу.
8. Определите нормальный алгоритм сложения двух двоичных чисел методом уменьшения одного числа на 1 и увеличением другого числа на 1 до тех пор, пока уменьшаемое число не станет равным 0.
9. Определите нормальный алгоритм логического сложения двух двоичных чисел.
10. Определите нормальный алгоритм логического умножения двух двоичных чисел.
11. Определите нормальный алгоритм сложения по модулю 2 двух двоичных чисел.
12. Определите нормальный алгоритм поразрядного сложения двух двоичных чисел.
13. Определите нормальный алгоритм вычитания двоичных чисел.
14. Определите нормальный алгоритм умножения двух двоичных чисел столбиком.
15. Определите нормальный алгоритм деления двух двоичных чисел с определением частного и остатка.
16. Определите нормальный алгоритм вычисления наибольшего общего делителя двух двоичных чисел.
17. Определите нормальный алгоритм вычисления наименьшего общего кратного двух двоичных чисел.
18. Выполнить арифметические действия, используя машину Поста: 3+4, 4-2.
19. Выполнить арифметические действия, используя машину Поста: 5+3, 3\*2 .
20. Выполнить арифметические действия, используя машину Поста: 5-2, 2\*2.
21. Выполнить арифметические действия, используя машину Поста: 5-4, 6/2.
22. Выполнить арифметические действия, используя машину Поста: 3+2, 4/2.
23. Выполнить арифметические действия, используя машину Поста: 3+2, 4/2.
24. Решение типовой задачи с использованием Машины Тьюринга: Пусть алфавит A={0, 1, \_}. На ленте в ячейках находятся символы из алфавита в следующем порядке 0011011. Каретка находится над первым символом. Необходимо составить программу, которая заменит 0 на 1, 1 на 0 и вернет каретку в первоначальное положение.
25. Решение типовой задачи с использованием Машины Тьюринга: Дано: конечная последовательность 0 и 1 (001101011101). Необходимо: выписать их после данной последовательности, через пустую ячейку, а в данной последовательности заменить их на 0. Например: из 001101011101 получим 000000000000 1111111. Как видно, семь единиц записались после данной последовательности, а на их местах стоят нолики.
26. Решение алгоритмических задач: Пусть на вход алгоритму подается последовательность символов “+”. Требуется заменить каждый второй символ этой последовательности на “–”. Задачу решить с использованием машины Тьюринга.
27. Решение алгоритмических задач: Пусть на вход алгоритму подается последовательность символов “+”. Требуется заменить каждый второй символ этой последовательности на “–”. Задачу решить с помощью блок-схемы.
28. Разработать алгоритм решения уравнения *ax2 + bx + c = 0.*
29. Разработать простейшую операцию увеличения десятичного 77 числа на 1.
30. Разработать простейшую операцию увеличения десятичного 12 числа на 1.
31. Разработать простейшую операцию увеличения десятичного 34 числа на 1.
32. Разработать простейшую операцию увеличения десятичного 56 числа на 1.
33. Разработать простейшую операцию увеличения десятичного 83 числа на 1.
34. Разработать простейшую операцию уменьшения десятичного 23 числа на 1.
35. Разработать простейшую операцию уменьшения десятичного 12 числа на 1.
36. Разработать простейшую операцию уменьшения десятичного 34 числа на 1.
37. Разработать простейшую операцию уменьшения десятичного 47 числа на 1.
38. Разработать простейшую операцию уменьшения десятичного 89 числа на 1.
39. Разработать простейшую операцию уменьшения десятичного 62 числа на 1.
40. Разработать алгоритм копирования двоичного числа 10.
41. Разработать алгоритм копирования двоичного числа 101.
42. Разработать алгоритм копирования двоичного числа 1011.
43. Составить программу для заполнения всех клеток от левой метки до правой. Количество пустых клеток между метками неизвестно.

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Н.с. | … | ۷ |  |  |  |  |  |  |  | ۷ | … |

|  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| К.с. | … | ۷ | ۷ | ۷ | ۷ | ۷ | … |

1. Составить программу перевода информационной ленты из начального состояния в конечное. Количество меток произвольное (не обязательно равно 4).

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
|  Н.с. | … | ۷ |  | ۷ | ۷ | ۷ | ۷ |  |  |  | … |

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| К.с. | … |  | ۷ | ۷ | ۷ | ۷ |  |  |  |  | … |

1. Составить программу перевода информационной ленты из начального состояния в конечное. Количество меток произвольное (не обязательно равно 4).

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Н.с | … | ۷ |  | ... | ۷ | ۷ | ۷ | ۷ |  |  | … |

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| К.с. | … |  | ۷ | ۷ | ۷ | ۷ |  |  |  |  | … |

1. Напечатать все перестановки чисел 1..N (то есть последовательности длины N, в которые каждое из чисел 1..N входит ровно по одному разу). First = (1,2,...,N) Last = (N,N-1,...,1). Всего таких перестановок будет N!=N\*(N-1)\*...\*2\*1 (докажите!).
2. Оценить сложность алгоритма (на примере алгоритма решения уравнения *ax2 + bx + c = 0).*
3. Разработать простейшую операцию увеличения десятичного 13 числа на 1.

Разработка программ

1. Разработка программы N! (факториал) с использованием рекурсивных функций (практическая работа): *прямая рекурсия* *(Функция).*
2. Разработка программы N! (факториал) с использованием рекурсивных функций (практическая работа): *прямая рекурсия* *(Процедура).*
3. Напечатать все перестановки чисел 1..N (то есть последовательности длины N, в которые каждое из чисел 1..N входит ровно по одному разу).
4. Разработка программ с использованием алгоритмов разбиения: Перечислить все разбиения целого положительного числа N на целые положительные слагаемые (разбиения, отличающиеся лишь порядком слагаемых, считаются за одно, наример: N=4, разбиения: 1+1+1+1, 2+1+1, 2+2, 3+1, 4. First = (1,1,...,1) - N единиц Last = (N)).
5. Разработка программ с использованием алгоритмов сортировки: СОРТИРОВКА ВКЛЮЧЕНИЕМ.
6. Разработка программ с использованием алгоритмов сортировки: СОРТИРОВКА ВЫБОРОМ.
7. Разработка программ с использованием алгоритмов сортировки: СОРТИРОВКА ОБМЕНОМ.
8. Разработка программ с использованием алгоритмов сортировки: СОРТИРОВКА РАЗДЕЛЕНИЕМ.
9. Разработка программ с использованием алгоритмов сортировки: СОРТИРОВКА СЛИЯНИЕМ.
10. Решение алгоритмических задач: Пусть на вход алгоритму подается последовательность символов “+”. Требуется заменить каждый второй символ этой последовательности на “–”. Задачу решить на языке программирования Pascal.
11. Составить программу решения уравнения *ax2 + bx + c = 0.*