Содержание

Введение……………………………………………………………………...........5

1 Перевод чисел, форматы.………………………...………………………..6

1.1 Алгоритм перевода числа………………………………………….............6

1.2 Выполнение задания……………………………………………………….9

1.2.1 Перевод чисел.…………..………………………………...………………..9

1.2.2 Представление чисел с фиксированной запятой в форматах.…............11

1.2.3 Представление чисел с плавающей запятой в форматах…………..….11

2 Сложение в различных кодах и формах представления..…………..…12

2.1 Теоретические сведения о сложении двоичных чисел.….……………12

2.2 Выполнение сложения в различных кодах и формах представления..14

2.2.1 Сложить числа с фиксированной запятой в обратном коде…………..14

2.2.2 Сложение чисел с фиксированной запятой в дополнительном коде...14

2.2.3 Сложение чисел с фиксированной запятой в модифицированном коде…………………………………………………………………………….…15

2.2.4 Сложение чисел с плавающей запятой……………………………...….16

3 Умножение различными алгоритмами и способами.…………….……19

3.1 Общие сведения об умножении двоичных чисел.……………………...19

3.2 Умножение чисел в прямом коде.………………………………..……...22

3.3 Умножение чисел в дополнительном коде с простой коррекцией.…..24

3.4 Умножение чисел в дополнительном коде с автоматической коррекцией…………………………………………………………………….…26

3.5 Умножение чисел в прямом коде с ускорением второго порядка…....28

3.5.1 Умножение чисел четвертым способом.…………………….………….28

3.5.2 Умножение чисел третьим способом…………………………………....29

3.6 Умножение в форме с плавающей запятой………………………….….31

4 Деление различными способами и алгоритмами........………………....34

4.1 Краткие сведения о способах деления и оценке погрешности….……34

4.2 Деление чисел с восстановлением остатка…………….…………….....34

4.3 Деление чисел без восстановления остатка…..…..……………………38

4.4 Деление чисел в дополнительном коде………………………………...40

4.5 Деление чисел в формате с ПЗ…………………………………………..42

5 Сложение двоично-десятичных чисел………………………………….45

5.1 Код с естественными весами 8-4-2-1.…………………………………...45

5.2 Код с избытком три 8-4-2-1+3…………………….……………...……...47

5.3 Код Айкена 2-4-2-1..………………………….…………………………..49

5.4 Пентадный код 3а+2…………………………….………………………..51

Заключение………………………………………………………………….…...54

Приложение А (справочное). Библиографический список………………….55

Приложение Б (справочное). Список сокращений…………………………...56

# Введение

Информатика – это дисциплина, посвященная автоматизации процесса обработки информации. Т.е. информатика рождается в тот момент, когда для обработки информации применяется автоматика.

Курсовой проект по информатике посвящен арифметическим основам ЭВМ, т.е. методам обработки символьных представлений чисел.

Основной задачей электронно-вычислительных машин (ЭВМ) является вычисление арифметических операций с максимально возможной скоростью и минимальной погрешностью. Эти требования противоречивы и во многих задачах требуется выбрать способ вычисления, обеспечивающий требуемую точность вычислений при приемлемой скорости. Поэтому важно знать и понимать основные способы осуществления арифметических операций на ЭВМ.

Целью данной курсовой работы является изучение алгоритмов сложения, умножения и деления, используемых в современных ЭВМ.

Для достижения данной цели необходимо решить следующие задачи:

- изучить базовые элементы для построения вычислительных устройств;

- реализовать устройства сложения, умножения и деления на их основе;

- показать процесс вычислений на заданных числах;

- произвести проверку результатов вычислений;

- оценить абсолютную и относительную погрешности вычислений.

Исходные данные:

- смешанные десятичные числа А=376,41и В=793,78

- целые двухразрядные десятичные числа С=86 и D=41.

1 Перевод чисел, форматы

Выполнить перевод чисел А и В из одной позиционной системы в другую, используя промежуточные системы счисления, и изобразить их в форматах современных ЭВМ.

1.1 Теоретические сведения

Любое смешанное число А в позиционной системе счисления (СС) с основанием qможно записать по формуле:

, (1)

где – цифра числа в данной CC;

– разрядный вес цифры;

n+1 – количество разрядов в целой части числа;

m – количество разрядов дробной части числа.

Пусть р – основание исходной СС, q – основание новой СС, в которую переводится целое число Ap. Тогда данное число в новой СС можно представить в виде:

, (2)

В формуле (2) необходимо разделить обе части на новое основание q

, (3)

В правой части равенства (3) сформировалась целая часть первого частного и первый остаток от деления – младшая цифра целого числа в новой СС. Далее целую часть первого частного следует разделить на основание новой СС q, и новый остаток даст вторую искомую цифру и т.д. Это позволяет сформулировать правило:

Чтобы перевести целое число в новую СС, его надо последовательно делить на основание новой СС до тех пор, пока не получится частное, у которого целая часть равна «0». Число в новой СС записывают из остатков от последовательного деления, причем последний остаток будет старшей цифрой целого числа в новой СС.

Число А, представленное правильной дробью в исходной СС с основанием p,в новой СС с основанием qможно представить в виде:

, (4)

Обе части формулы (4) умножим на новое основание q:

, (5)

В правой части равенства (5) – целая часть первого произведения, являющаяся старшей цифрой дроби в новой СС. Далее, умножением на новое основание q дробной части первого произведения, определяется вторая цифра дроби –, как целая часть второго произведения и т.д. Отсюда следует правило:

Чтобы перевести правильную дробь из одной позиционной СС в другую, её надо последовательно умножать на основание новой СС до тех пор, пока в новой дроби не будет получено требуемого количества цифр, определяемого заданной точностью. Правильная дробь в новой СС записывается из целых частей произведений, и целая часть первого произведения будет старшей цифрой новой дроби.

Перевод является бесконечным процессом и может быть выполнен лишь приближенно. Чтобы сохранить точность исходной дроби, по формуле (6) определяется количество цифр, необходимых для представления числа А по новому основанию q:

, (6)

где - количество цифр в исходной дроби с основанием р;

- количество цифр в дроби с новым основанием q.

Далее выполняется округление по последнему разряду, после чего этот последний разряд отбрасывается.

Использование вспомогательных систем счисления позволяет ускорить процесс перевода чисел. Чаще всего используют восьмеричную (8СС) и шестнадцатеричную (16СС) системы счисления.

Правила перевода чисел из 10СС в 2СС и обратно с использованием в качестве вспомогательных восьмеричную и шестнадцатеричную системы счисления формулируются следующим образом:

Чтобы перевести число из 10СС в 2СС с использованием 8СС или 16СС, надо перевести десятичное число в 8СС или 16СС указанными вышеспособами, а затем представить цифры восьмеричного (шестнадцатеричного) числа триадами (тетрадами).

Обратный перевод чисел из 2СС в 10СС с использованием вспомогательных СС выполняется по следующему правилу:

Вправо и влево от запятой двоичное число разбивается на триады (тетрады), которые заменяются соответствующими восьмеричными (шестнадцатеричными) цифрами. Далее по основной формуле переходят к 10СС. Причем, если в крайних триадах (тетрадах) недостаточно разрядов, то они дополняются «0»: старшие разряды – слева, младшие – справа.

Любая информация представляется в ЭВМ в виде двоичных кодов фиксированной или переменной длины – двоичных слов. Отдельные элементы двоичного кода называются разрядами или битами (0,1). Современные ЭВМ имеют байт-ориентированную адресацию памяти: 1 байт = 8 бит. Наибольшее распространение получили ЭВМ, имеющие длину разрядной сетки в 4 байта или 32 двоичных разряда.

Для двоичных чисел с фиксированной запятой (ФЗ) используют три формата фиксированной длины: полуслово – короткий с ФЗ (16 разрядов); слово – длинный с Ф3(32 разряда); двойное слово – для промежуточных действий, чтобы обеспечить высокую точность вычислений(64 разряда). Двоичные операнды имеют вид целых чисел в дополнительном коде, у которых крайний левый разряд – знаковый. Это правило справедливо как для ЕС ЭВМ так и для ПЭВМ.

Двоичные числа с плавающей запятой (ПЗ) изображаются по-разному в ЕС и ПЭВМ. В ПЭВМ смещенный порядок занимает восемь разрядов (смещение равно 127), крайний левый разряд сетки занимает знак числа, остальные разряды отводятся под мантиссу, изображаемую в 2СС (23 разряда в коротком формате). Смещенный порядок содержит информацию о положении запятой в двоичной мантиссе числа.

В ЕС ЭВМ смещенный порядок занимает семь разрядов (смещение равно 64) и размещается в старшем байте вместе со знаковым разрядом числа. Остальные разряды (24 для короткого формата) занимает мантисса числа, изображаемая в 16СС. Каждые 4 бита воспринимаются машиной как одна 16-ричная цифра, а в смещенном порядке содержится информация о положении запятой между 16-ричными, а не двоичными цифрами. Мантисса изображается в ПК и должна быть нормализована.

1.2 Выполнение задания

1.2.1 Числа А и В перевести из 10 СС в 2 СС, используя 8 СС и 16 СС в качестве промежуточных, а затем выполнить проверку правильности перевода.

Таблица 1

1) А: 10сс→8сс→2сс→16сс→10сс

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| 16сс | 2сс | 8сс |
| 0 | 0000 | 000 |
| 1 | 0001 | 001 |
| 2 | 0010 | 010 |
| 3 | 0011 | 011 |
| 4 | 0100 | 100 |
| 5 | 0101 | 101 |
| 6 | 0110 | 110 |
| 7 | 0111 | 111 |
| 8 | 1000 |  |
| 9 | 1001 |  |
| А | 1010 |  |
| В | 1011 |  |
| С | 1100 |  |
| D | 1101 |  |
| E | 1110 |  |
| F | 1111 |  |

2) В: 10сс→16сс→2сс→8сс→10сс

Исходные данные:

А=376,4110

В=793,7810

По формуле (6) вычисляется кол-во знаков после запятой, для чиселAи B:

;;

Далее используется nА=3 и nВ=2 для большей точности вычислений.

1)Перевод числа А представлен ниже:

А: 10сс→8сс→2сс→16сс→10сс

А=376,4110

Перевод целой части представлен на рисунке 1:

376 8

32 47 8

56 40 5

56 7

0

Рисунок 1 – Перевод из 10сс в 8сс

Дробная часть:

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 5 | 7 | 0, | 3 | 2 | 1 |
| 101 | 111 | 000, | 011 | 010 | 001 |

0.41\*8 = 3.28 (целая часть 3)  
0.28\*8 = 2.24 (целая часть 2)  
0.24\*8 = 1.92 (целая часть 1)

Таблица 2 - перевод из 8сс в 2сс

Результат 570,3218

Перевод из 8сс в 2сс осуществляем по таблице 1, результат представлен в таблице 2.

Получаем: 101111000,0110100012

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 0001 | 0111 | 1000, | 0110 | 1000 | 1000 |
| 1 | 7 | 8, | 6 | 8 | 8 |

Перевод из 2сс в 16сс осуществляем по той же таблице 1, результат представлен в таблице 3.

Таблица 3 - перевод из 2сс в 16сс

Получаем: 178,68816

Далее переводим из 16 СС в 10 СС, умножая разряд числа, на соответствующую ему степень разряда:

178,68816=1\*162+7\*161+8\*160+6\*16-1+8\*16-2+8\*16-3=376,40810

Вычисляем абсолютную погрешность по формуле 7:

Δm= A – A’; (7)

где A – исходное число;

A’ – число, получившееся в ходе вычислений;

Δm=376,41– 376,408= 0.002 .

Вычислим относительную погрешность по формуле 8:

= ; (8)

где A – исходное число;

Δm – абсолютная погрешность;

δm – относительная погрешность;

==0.0005% .

2) Перевод числа В представлен ниже:

В: 10сс→16сс→2сс→8сс→10сс

В=793,7810

Перевод из 10сс в 16сс

Перевод целой части представлен на рисунке 2:

793 16

64 49 16

153 48 3

144 1

9

Рисунок 2 – Перевод из 10сс в 16сс

Дробная часть:

|  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- |
| 3 | 1 | 9, | С | 7 |
| 0011 | 0001 | 1001, | 1100 | 0111 |

0.78\*16 = 12.48 (целая часть С)  
0.48\*16 = 7.68 (целая часть 7)

Таблица 4 - перевод из 16сс в 2сс

Результат 319,С716

Перевод из 16сс в 2сс осуществляем по таблице 1, результат представлен в таблице 4.

Получаем: 1100011001,110001112

Перевод из 2сс в 8сс осуществляем по той же таблице 1, результат представлен в таблице 5.

Таблица 5 - перевод из 2сс в 8сс

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 001 | 100 | 011 | 001, | 110 | 001 | 110 |
| 1 | 4 | 3 | 1, | 6 | 1 | 6 |

Получаем: 1431,6168

Далее переводим из 8 СС в 10 СС, умножая разряд числа, на соответствующую ему степень разряда:

1431,6168=1\*83+4\*82+3\*81+1\*80+6\*8-1+1\*8-2+6\*8-3=793,7710

Вычисляем абсолютную погрешность по формуле 7:

Δm=793,78– 793,77= 0.01 .

Вычислим относительную погрешность по формуле 8:

==0.001.

1.2.2 Пусть А положительно, В отрицательно. Представить каждое число в форме с фиксированной запятой (ФЗ) в 32-разрядной сетке ЭВМ, указав масштаб операндов.

А=376,4110=101111000,0110100012

В=-793,7810=-1100011001,110001112

Представление двоичных чиселА и В в 32-разрядной сетке ЭВМ с ФЗ показано в таблице 6.

Запятую ставим после знакового разряда.

Масштаб равен 210

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 0, | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 1, | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |

Число А положительное, в знаковом разряде ставим 0, а число В отрицательное, в знаковом разряде ставим 1. Числа пишем в ПК.

Таблица 6 - Представление чисел А и В в 32-разрядной сетке ЭВМ

1.2.3 Необходимо изобразить числа A и B в форме с ПЗ в 32-разрядной сетке ЭВМ, представив мантиссу в 2СС (ПЭВМ) и 16СС (ЕСЭВМ) и отведя соответственно под смещенные порядки (характеристики) 8 разрядов (ПЭВМ) и 7 разрядов (ЕСЭВМ). Число A – отрицательное, B – положительное.

А=-376,4110=-101111000,0110100012

В=793,7810=1100011001,110001112

А=-101111000,0110100012 (Первая строка – ПЭВМ, вторая – ЕС ЭВМ)

Смещенный порядок Двоичная мантисса

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 1 | **1** | **0** | **0** | **0** | **1** | **0** | **0** | **1** | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | **1** | **0** | **0** | **0** | **0** | **1** | **1** | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 |

В = 1100011001,110001112 (Первая строка – ПЭВМ, вторая – ЕС ЭВМ)

Смещенный порядок Двоичная мантисса

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| 0 | **1** | **0** | **0** | **0** | **1** | **0** | **0** | **1** | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 0 | **1** | **0** | **0** | **0** | **0** | **1** | **1** | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 |

2 Сложение двоичных чисел

Выполнить сложение чисел А и В, изменяя их знаки, форму представления и используя различные коды.

2.1 Теоретические сведения о сложении двоичных чисел

Отрицательные числа в ЭВМ представлены в специальных кодах: прямом, обратном и дополнительном.

Прямой код (ПК) представляет абсолютное значение числа с закодированным знаком: «+» – «0», «-» – «1».

Обратный код (ОК) положительного числа совпадает с его прямым кодом, а для отрицательного числа в знаковый разряд заносится «1», а в остальных разрядах цифры заменяются на взаимообратные (0 – 1,1 – 0), т.е. формируется поразрядное дополнение числа до единицы.

Дополнительный код (ДК) положительного числа совпадает с его прямым кодом, а для отрицательного числа в знаковый разряд заносится «1», а в цифровой части числа цифры заменяются на взаимообратные и к полученному инверсному изображению прибавляется единица в младший разряд, т.е. код является дополнением до основания СС.

Таким образом, положительные числа во всех кодах одинаковы, а отрицательные - различны.

Модифицированные обратный и дополнительный коды (МОК и МДК) имеют для изображения знака два соседних разряда: «+» – «00», «-» – «11». Эти коды используются для обнаружения ситуации переполнения разрядной сетки (ПРС). ПРС возникает при сложении чисел с ФЗ одинакового знака, когда результат операции выходит за верхнюю границу диапазона представления чисел, это приводит к потере старших разрядов.

Формальным признаком ПРС при использовании МОК и МДК является появление запрещенных комбинаций в знаковых разрядах – «01» или «10».

Для исправления результата можно либо прекратить вычисления и выдать на пульт управления машин сигнал ПРС, либо пересмотреть масштаб результата, сдвинув его вправо на один разряд, а в освободившийся старший знаковый разряд поместить значение младшего знакового разряда.

При алгебраическом сложении чисел в ОК со знаковым разрядом оперируют как с разрядом цифровой части числа, а при возникновении единицы переноса из знакового разряда ее прибавляют к младшему разряду числа.

При алгебраическом сложении чисел в ДК результат получают также, а ДК, а при возникновении единицы переноса из знакового разряда ее отбрасывают.

Сложение чисел в форме с ПЗ выполняется в несколько этапов. Числа с ПЗ изображаются двумя частями – мантиссой и порядком:

; (9)

где – мантисса числа а;

– мантисса числа b;

– порядок числа a;

– порядок числа b.

Чтобы сложить их, надо выполнить различные действия над мантиссами и порядками. Поэтому в машинах предусмотрены различные устройства для обработки мантисс и порядков. Мантиссы исходных операндов нормализованы. Сложение мантисс операндов происходит по правилам сложения чисел с ФЗ.

Выравнивание порядков слагаемых: меньший порядок увеличивается до большего, при этом мантисса меньшего преобразуемого числа денормализуется. В машине выполняется вычитание порядков операндов. Знак и модуль разности порядков определяет, мантиссу какого из слагаемых надо сдвигать вправо и на сколько разрядов.

Нормализация результата, если это необходимо. При этом денормализация вправо, т.е. ситуация, когда в старшем разряде двоичной мантиссы «0», требует сдвига мантиссы влево и уменьшения порядка на соответствующее количество единиц. Денормализация влево означает временное ПРС мантиссы суммы, но в отличие от чисел с ФЗ, здесь возможна коррекция: сдвиг мантиссы на один разряд вправо и увеличение на «1» порядка суммы.

При больших величинах порядков возможно возникновение истинного ПРС числа с ПЗ, хотя вероятность этого невелика.

Смещенные порядки используют в большинстве современных ЭВМ для упрощения процесса выравнивания порядков и их сравнения.

При этом для представления порядка применяется специальный дополнительный код с инверсным кодированием знака: «+» – «1», «-» – «0». В результате порядки чисел увеличиваются (в ЕСЭВМ на , в СМЭВМ на ), что приводит к смещению всех порядков по числовой оси в положительном направлении. Такие смещенные порядки называют характеристиками, и так как они все оказываются целыми положительными числами, то алгебраическое сложение можно производить без предварительного анализа знаков.

2.2 Выполнение сложения в различных кодах и формах представления

2.2.1 Знаки операндов: А положительно, B отрицательно. Сложить числа с ФЗ в обратном коде. Проверить результат операции.

А= 376,4110 = 101111000,0110100012 ;

В= -793,7810 = -1100011001,1100011102 .

Представим числа А и В в обратном коде (ОК):

Масштаб чисел равен 210.

Т.к. число А положительное, его ОК равен прямому коду (ПК), а в знаковый разряд заносим 0:

Апк= Аок = 0.01011110000110100012.

Число В отрицательное, поэтому ОК равен проинвертированному ПК, а в знаковый разряд заносится 1:

Впк=1.11000110011100011102

Вок=1.00111001100011100012

Выполняем сложенияA+(-B) в ОК (рисунок 3).

0.0101111000011010001

+

1.0011100110001110001

1.1001011110101000010

Рисунок 3 – Сложение в ОК

(А-В)ок=1.1001011110101000010\*210

В результате получилось отрицательное число (в знаковом разряде 1), следовательно необходимо это число перевести из ОК в ПК (проинвертировать, заменить 1 на 0 и наоборот), для получения правильного результата:

(А-В)пк=1.0110100001010111101\*210

(А-В)=-110100001,010111101

Результат в ПК -110100001,010111101

(А-В)=-110100001,0101111012=(-1)\*(1\*28+1\*27+1\*25+1\*20+1\*2-2+1\*2-4+1\*2-5+

+1\*2-6+1\*2-7+1\*2-9)=(-1)\*(256+128+32+1+0,25+0,0625+0,03125+0,015625+

+0,0078125+0,001953125)=417,3710

Проверка:

А-В=376,41+(-793,78)=-417,37

Результаты совпадают, значит сложение выполнено верно.

2.2.2Знаки операндов А<0, В>0. Сложить чиста с ФЗ в дополнительном коде (ДК). Проверить результат операции.

А= -376,4110 = -101111000,0110100012 ;

В= 793,7810 = 1100011001,1100011102 .

Представим А и В в ДК:

Масштаб чисел 210.

Число А отрицательное, следовательно его ДК равен проинвертированному ПК +1, в знаковый разряд заносим 1:

Апк=1.01011110000110100012;

Адк=1.10100001111001011112.

Число В положительное и его ДК равен его ПК, в знаковый разряд заносим 0:

Впк=Вдк=0.11000110011100011102.

Выполнение сложения (-A)+B в ДК (рисунок 4).

Рисунок 4 – Сложение в ДК

1.1010000111100101111

+

0.1100011001110001110

0.0110100001010111101

(В-А)дк=0.01101000010101111012\*210.

В результате сложения появилась единица переноса, которая в ДК отбрасывается.Число получилось положительным, значит инвертировать его не надо, т.к. ДК положительного числа равен ПК этого числа.

(В-А)пк=0.01101000010101111012\*210.

(В-А)=110100001,0101111012.

Выполним перевод из 2 СС в 10 СС:

(В-А)= 110100001,0101111012=1\*28+1\*27+1\*25+1\*20+1\*2-2+1\*2-4+1\*2-5+1\*2-6+

+1\*2-7+1\*2-9=256+128+32+1+0,25+0,0625+0,03125+0,015625+0,0078125+

+0,001953125=417,3710

Проверка:

(-А)+В=(-376,41)+793,78=417,37

Результаты вычислений совпадают, сложение выполнено верно.

2.2.3. Оба операнда отрицательные. Сложить числа в формате с ФЗ в одном из модифицированных кодов – МОК или МДК. При возникновении ситуации ПРС выполнить корректирующие действия и проверить результат.

А= -376,4110 = -101111000,0110100012 ;

В= -793,7810 = -1100011001,1100011102 .

Представим А и В в МДК:

Масштаб чисел 210.

Числа А и В отрицательные, значит их ДК равен проинвертированному ПК +1, в знаковый разряд ставим 11, т.к. это МДК:

Апк=1.01011110000110100012 Амдк=11.10100001111001011112

Впк=1.11000110011100011102 Вмдк= 11.00111001100011100102

Сложение (-A)+(-B) в МДК (рисунок 5).

11.1010000111100101111

+

11.0011100110001110010

10.1101101101110100001

Рисунок 5 – Сложение в МДК

В знаковом разряде стоит 10, что говорит об отрицательном переполнении разрядной сетки, следовательно надо выполнить корректирующие действия.

Надо сдвинуть оба числа на один разряд вправо, а в освободившийся старший знаковый разряд поместить значение младшего знакового разряда

(рисунок 6).

Амдк=11.10100001111001011112

Вмдк= 11.00111001100011100102

11.11010000111100101111

+

11.10011100110001110010

11.01101101101110100001

Рисунок 6 – Сложение в МДК

В результате получаем:

(-А-В)мдк=11.01101101101110100001\*211

Полученный результат имеет отрицательное значение, чтобы получить правильное число надо перевести из МДК в ПК:

(-А-В)пк=1.10010010010001011111 \*211;

(-А-В)=-10010010010,0010111112

Выполним перевод из 2 СС в 10 СС:

(-А-В)=-10010010010,0010111112=(-1)\* (1\*210+1\*27+1\*24+1\*21+1\*2-3+1\*2-5+1\*2-6+1\*2-7+1\*2-8+1\*2-9)=(-1)\*(1024+128+16+2+0,125+0,03125+0,015625+0,0078125+

+0,00390625+0,001953125)=-1170,19

Проверка:

(-А)+(-В)=(-376,41)+(-793,78)=-1170,19

После корректирующих действий был получен верный результат.

2.2.4Оба операнда положительные. Сложить числа в форме с ПЗ, изобразив исходные операнды в разрядной сетке условной машины. Ориентируясь на разрядность чисел А и В, определить для условной машины необходимое количество разрядов для изображения нормализованной мантиссы со знаком и порядка со знаком. Сумму изобразить в разрядной сетке той же условной машины и проверить результат.

А=376,4110=101111000,0110100012 ;

В=793,7810=1100011001,1100011102 .

Представим числа А и В в разрядной сетке условной машины с ПЗ:

Под мантиссы со знаком отведем 21 разряд, под порядки со знаком 5 разрядов.

Апк=0.1011110000110100012\*29, РА= 10012;

Впк=0.11000110011100011102\*210 , РВ= 10102 .

Представление А и В в разрядной сетке условной машины показано в таблице 7.

Таблица 7 - числа А и В в разрядной сетке условной ЭВМ.

Порядок

Мантисса

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| А | **0** | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | **0** | 1 | 0 | 0 | 1 |
| В | **0** | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | **0** | 1 | 0 | 1 | 0 |

Чтобы сложить числа, необходимо сделать выравнивание порядков, для чего производим их вычитание в ДК.

РА= 10012 РВ= 10102

(РА)пк= 0,1001 (РВ)пк= 1,1010

(РА)дк= 0,1001 (-РВ)дк= 1,0110

0,1001

+

1,0110

1,1111

(РА-РВ)дк=1.1111

(РА-РВ)пк=1.0001

(РА-РВ)=-12

При вычитании порядков в результате получили -1, значит надо порядок числа А увеличить на 1, и мантиссу числа сдвинуть на 1 разряд вправо (денормализовать), чтобы числа были одинаковой разрядности (таблица 8), после чего выполнить сложение мантисс чисел в ДК (рисунок 7).

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| А | **0** | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | **0** | 1 | 0 | 1 | 0 |

Таблица 8 – денормализация

(МА)дк=0.010111100001101000102

(МВ)дк=0.110001100111000111002

0.01011110000110100010

+

0.11000110011100011100

1.00100100100010111110

Рисунок 7 – Сложение мантисс в ДК

(МА+МВ)дк=1.001001001000101111102

(МА+В)дк=1.001001001000101111102

В результате получилось отрицательное число, следовательно возникло временное ПРС суммы мантисс, значит необходимо сдвинуть вправо мантиссу на один разряд, и увеличить порядок на 1 (таблица 9).

(МА+В)дк=0.1001001001000101111102

(РА+В)=0.1010+1=0.1011

Таблица 9 – денормализация вправо

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| А+В | **0** | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | **0** | 1 | 0 | 1 | 1 |

(РА+В) =10112=1110

(А+В)пк=100100100100010111110\*211;

(А+В)=10010010010,0010111112=1\*210+1\*27+1\*24+1\*21+1\*2-3+1\*2-5+1\*2-6+1\*2-7+

+1\*2-8+1\*2-9=1024+128+16+2+0,125+0,03125+0,015625+0,0078125+0,00390625+

+0,001953125=1170,19

Проверка:

А+В=376,41+793,78=1170,19

Ответ верный.

3 Умножение различными алгоритмами и способами

3.1 Общие сведения об умножении двоичных чисел

Процесс умножения чисел в двоичной системе счисления прост, так как разрядами множителя могут быть либо «0», либо «1», и, следовательно, частичным произведением в каждом такте цикла умножения будет либо «0», либо множимое. Поэтому в цикле умножения двоичных чисел три элементарных операции:

- анализ цифры очередного разряда множителя;

- суммирование множимого с накопленной суммой частичных произведений, если цифра множителя «1»;

- сдвиги в каждом такте умножения.

Умножение можно выполнять как с младших, так и со старших разрядов множителя, со сдвигом, как частичной суммы, так и множимого в процессе умножения. Этим объясняется существование четырех способов умножения чисел.

Следует обратить внимание на то, что множитель сдвигается во всех способах умножения, так как в каждом такте анализируется очередной разряд: при умножении с младших разрядов сдвиг вправо (в сторону младших разрядов), при умножении со старших разрядов множитель сдвигается влево. Сумма частичных произведений обычно сдвигается в ту же сторону, что и множитель, а множимое сдвигается навстречу множителю, т.е. в противоположную сторону.

I способ –умножение с младших разрядов множителя со сдвигом суммы частичных произведений вправо.

Устройства, которые хранят операнды, регистры, имеют следующую разрядность:

- регистры множителя и множимого – n-разрядные;

- регистр частичных произведений – 2n-разрядный.

Суммирование множимого следует выполнять в старшие n разрядов регистра суммы частичных произведений. Причем разрядность его можно уменьшить вдвое, до n-разрядов, помещая при сдвиге младшие разряды суммы на место освобождающихся разрядов регистра множителя.

Особенность I способа умножения состоит в том, что имеется возможность временного переполнения разрядной сетки (ПРС) в регистре суммы частичных произведений, которое ликвидируется при очередном сдвиге вправо.

II способ –умножение с младших разрядов множителя со сдвигом множимого влево.

Этот способ требует n-разрядного регистра множителя и двух 2n-разрядных регистров множимого и суммы частичных произведений. Причем, первоначально множимое помещается в младшие разряды регистра, а затем в каждом такте сдвигается на один разряд влево.

III способ –умножение со старших разрядов множителя со сдвигом суммы частичных произведений влево.

Этот способ требует два n-разрядных регистра множителя и множимого и одного 2n-разрядных регистра суммы частичных произведений. На схеме видно, что суммирование множимого следует выполнять в младшие n разрядов регистра суммы частичных произведений.

Особенность III способа умножения состоит в том, что в последнем такте не следует выполнять сдвиг в регистре сумм частичных произведений.

IV способ –умножение со старших разрядов множителя со сдвигом множимого вправо.

Этот способ требует одного n-разрядного регистра множителя и двух 2n-разрядных регистров множимого и суммы частичных произведений. Причем первоначально множимое помещается в старшие разряды регистра, а затем в каждом такте сдвигается на один разряд вправо.

Особенность IV способа умножения состоит в том, что перед началом цикла умножения следует множимое сдвинуть на один разряд вправо.

В умножении второго порядка работают с четверичными цифрами. Разряды двоичного числа группируются по два и сдвиги множителя, множимого и суммы частичных произведений выполняются сразу на два двоичных разряда. Количество разрядов двоичной сетки выбирается кратным двум. Такой подход сокращает количество шагов умножения вдвое.

На i-м шаге умножения при анализе пары двоичных разрядов (a2i+1, a2i) множителя А должны выполняться следующие действия:

|  |  |
| --- | --- |
| a2i+1 a2i | Действие над СЧП |
| 0 0 | +0, нет действий |
| 0 1 | +М, прибавить множимое М |
| 1 0 | +2М, прибавить М, сдвинутое на один разряд влево |
| 1 1 | +3М, прибавить утроенное множимое |

В процессе умножения легко получить удвоенное множимое с помощью сдвига. Утроенное множимое требует предварительных вычислений. Но этого можно избежать: 3 = 4 – 1, что в двоичном представлении (11)2 = (1 00)2 – 1.

Правило 3.1. На текущем шаге умножения вместо сложения с утроенным множимым можно выполнить вычитание множимого (-М) и учесть единицу переноса в старшую пару на следующем шаге.

Таким образом, находить утроенное множимое не потребуется.

Для способов, в которых выполняется анализ младших разрядов множителя (I, IIспособы) правило 3.1 работает без поправок.

Но для способов, в которых выполняется анализ старших разрядов множителя (III, IVспособы), правило 3.1 требует поправок в силу того, что распространять перенос попросту некуда. Но можно обойтись без распространения переноса, анализируя разряды младшей пары, находящиеся справа от текущей.

При этом существует неопределенность возникновения переноса младшей пары (а2i-1, a2i-2):

|  |  |
| --- | --- |
| a2i-1 a2i-2 | Действие над СЧП |
| 0 0 | (+0) |
| 0 1 | (+0) |
| 1 0 | ? Возможно |
| 1 1 | (+1) |

Действительно, если младшая пара 10 и в нее не будет переноса, то из нее переноса тоже не будет. Но если в нее перенос будет, то, уходя от получившейся комбинации 11 по правилу 3.1, из нее не будет сгенерирован перенос. Добьемся определенности с переносом – будем уходить от комбинации 10 по правилу: (10)2 = (1 00)2 – (10)2, и тогда перенос будет всегда, если старший бит младшей пары равен 1 !

Правило 3.2 (дополнение к правилу 3.1). На текущем шаге умножения вместо сложения с удвоенным множимым (комбинация 10 ), следует выполнить вычитание удвоенного множимого (-2М).

Исходные данные:

С=8610D=4110

Для умножения понадобится двоичное представление С и D. Перевод из 10СС в 2СС показан на рисунках 8 и 9.

86 2

Рисунок 9 – перевод числа D из 10СС в 2СС

Рисунок 8 – перевод числа С из 10СС в 2СС

86 43 2

**0** 42 21 2

**1** 20 10 2

**1** 10 5 2

**0** 4 2 2

**1** 2 **1**

**0**

41 2

40 20 2

**1** 20 10 2

**0** 10 5 2

**0** 4 2 2

**1** 2 **1**

**0**

С=8710=10101102

D=4110=1010012

3.2 Умножение чисел в прямом коде

Алгоритм умножения двоичных чисел в ПК:

1)Определить знак произведения путем сложения по модулю два знаковых разрядов сомножителей.

2)Перемножить модули сомножителей одним из четырех способов.

3)Присвоить полученному произведению знак из п.1.

Знаки операндов: C положительно, D отрицательно. Умножить числа с ФЗ в прямом коде, используя первый способ умножения. Выполнить проверку результата.

С=8710=10101102;

D=-4110=-1010012.

Представим числа Cи D в ПК:

Множитель Спк = 0.10101102 ;

Множимое Dпк = 1.01010012.

Масштаб чисел равен 27 .

Знак результата находим сложением по модулю XOR знаковых разрядов С и D: 10=1;

Умножение СD представлено на таблице 10.

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Множитель🡪  Таблица 10 – Пошаговое умножение 1-м способом в ПК с ФЗ | Множимое | СЧП🡪 | Комментарий |
| 0,0101001 | 0,1010110 0000000 | 0,00000000000000 | Исходные данные |
| 0,0101001 | 0,1010110 0000000 | 0,00000000000000  0,10101100000000  0,1010110 0000000 | Прибавление множимого |
| 0,0101001 | 0,1010110 0000000 | 0,1010110 0000000 | Сдвиг |
| 0,0010100 | 0,1010110 0000000 | 0,01010110000000 | Сдвиг |
| 0,0001010 | 0,1010110 0000000 | 0,00101011000000 | Сдвиг |
| 0,0000101 | 0,1010110 0000000 | 0,0001010 1100000  0,1010110 0000000  0,11000001100000 | Прибавление множимого |
| 0,0000101 | 0,1010110 0000000 | 0,1100000 1100000 | Сдвиг |
| 0,0000010 | 0,1010110 0000000 | 0,0110000 0110000 | Сдвиг |
| 0,0000001 | 0,1010110 0000000 | 0,00110000011000  0,1010110 0000000  0,11011100011000 | Прибавление множимого |
| 0,0000001 | 0,1010110 0000000 | 0,1101110 0011000 | Сдвиг |
| 0,0000000 | 0,1010110 0000000 | 0,0110111 0001100 | Сдвиг |
|  |  | 0,0011011 1000110 | Результат |

МC\*D=МС\*МD=27\*27=214

В результате получаем:

(C\*D)пк=1.001101110001102\*214

(C\*D)=-1101110001102

(C\*D)=-1101110001102=-(21+22+26+27+28+210+211)=-352610

Проверка:

(C\*D)=86\*41=3526

Ответ верный.

3.3 Умножение чисел в дополнительном коде с простой коррекцией

Алгоритм умножения двоичных чисел в форме с ФЗ в ДК с ручной коррекцией:

1)Определить знак произведения путем сложения по модулю двазнаковых разрядов сомножителей.

2)Перемножить модули сомножителей, представленных в ДК, однимиз четырех способов - получить псевдопроизведение.

3)Если хотя бы один из сомножителей отрицателен, выполнитькоррекцию по следующим правилам:

* если один сомножитель отрицателен, к псевдопроизведению прибавляется дополнительный код от модуля положительного сомножите­ля;
* если оба сомножителя отрицательны, к псевдопроизведениюприбавляются дополнительные коды от модулей дополнительных кодов обоих сомножителей, т.е. их прямые коды.

4)Присвоить модулю произведения знак из п.1 данного алгоритма.

Оба операнда отрицательные. Представить их в форме с ФЗ в ДК и перемножить, используя третий способ умножения и алгоритм с простой коррекцией. Выполнить проверку результата.

С=-8710=-10101102;

D=-4110=-1010012.

Представим числа Cи D в ДК:

Сдк =1.01010102

Dдк =1.10101112

Масштаб чисел равен 27.

Множитель Сдк =1.01010102

Множимое Dдк =1.10101112

Знак результата находим сложением по модулю знаковых разрядов С и D: 11=0;

Умножение СD представлено на таблице 11.

При умножении чисел в ДК следует выполнять коррекцию, если имеется хотя бы одно отрицательное, то необходимо прибавить ДК от другого числа, т.к. мы перемножаем дополнительные коды.

При коррекции появляются единицы переноса, которые в ДК отбрасываются.

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Множитель🡨  Таблица 11 – Пошаговое умножение 3-м способом в ДК с ФЗ с простой коррекцией | Множимое | СЧП🡨 | Комментарий |
| 0,1010111 | 0,0101010 | 0,00000000000000 | Исходные данные |
| 0,1010111 | 0,0101010 | 0,00000000000000  0,00000000101010  0,00000000101010 | Прибавление множимого |
| 0,1010111 | 0,0101010 | 0,00000000101010 | Сдвиг |
| 0,0101110 | 0,0101010 | 0,00000001010100 | Сдвиг |
| 0,1011100 | 0,0101010 | 0,00000010101000  0,00000000101010  0,00000011010010 | Прибавление множимого |
| 0,1011100 | 0,0101010 | 0,00000011010010 | Сдвиг |
| 0,0111000 | 0,0101010 | 0,00000110100100 | Сдвиг |
| 0,1110000 | 0,0101010 | 0,00001101001000  0,00000000101010  0,00001101110010 | Прибавление множимого |
| 0,1110000 | 0,0101010 | 0,00001101110010 | Сдвиг |
| 0,1100000 | 0,0101010 | 0,00011011100100  0,00000000101010  0,00011100001110 | Прибавление множимого |
| 0,1100000 | 0,0101010 | 0,00011100001110 | Сдвиг |
| 0,1000000 | 0,0101010 | 0,00111000011100  0,00000000101010  0,00111001000110 | Прибавление множимого |
|  |  | 0,00111001000110  0,01010010000000  0,10001011000110 | Прибавление коррекции от множителя -Dдк |
|  |  | 0,10001011000110  0,10101100000000  0,00110111000110 | Прибавление коррекции от  множимого -Сдк |

МC\*D=МС\*МD=27\*27=214

В результате получаем:

(C\*D)пк=0.001101110001102\*214

(C\*D)=1101110001102

(C\*D)=1101110001102=(21+22+26+27+28+210+211)=352610

Проверка:

(C\*D)=86\*41=3526

Ответ верный.

3.4 Умножение чисел в дополнительном коде с автоматической коррекцией

Алгоритм умножения двоичных чисел в форме с ФЗ в ДК с автоматической коррекцией.

Этот алгоритм разработан Бутом и является универсальным для умножения чисел в ДК. Сомножители участвуют в операции со знаковыми разрядами, которые рассматриваются как цифровые разряды числа. Результат получается сразу в дополнительном коде со знаком.

В процессе умножения анализируются две смежные цифры множителя: та, на которую выполняется умножение в данном такте – m1, и соседняя младшая цифра – m2. В двоичном множителе этой паре соответствуют четыре возможных набора – «00», «01», «10», «11», каждый из которых требует выполнения следующих действий:

1)набор «01» требует сложения множимого с предыдущей суммой частичных произведений;

2)набор «10» требует вычитания множимого из предыдущей суммы частичных произведений;

3)наборы «00» и «11» не требуют ни сложения, ни вычитания, так как частичное произведение равно нулю.

В цикле умножения в каждом такте выполняются соответствующие сдвиги на один разряд. При этом могут использоваться все четыре способа умножения с некоторыми особенностями:

1)в I и II способе не следует выполнять последний сдвиг суммы частичных произведений;

2)в IV способе не выполняется первый сдвиг множимого. Это объясняется тем, что в этих тактах реализуется умножение не на цифровой, а на знаковый разряд числа.

Кроме того, при выполнении алгоритма умножения с автоматической коррекцией следует помнить о правилах сдвига отрицательных чисел в ДК: при сдвиге влево освобождающиеся младшие разряды заполняются нулями, при сдвиге вправо освобождающиеся старшие разряды заполняются единицами, т.е. реализуется арифметический сдвиг числа.

Знаки операндов: C отрицательно, D положительно. Перемножить числа с ФЗ в дополнительном коде, используя второй способ умножения и алгоритм с автоматической коррекцией. Выполнить проверку результата

С=-8710=-10101102;

D=4110=1010012.

Представим числа Cи D в ДК:

Cдк =,101010102 - множитель

Dдк =,001010012 - множимое

Масштаб чисел равен 28.

Умножение СD представлено на таблице 12.

Таблица 12 - Умножение 1-м способом в ДК с ФЗ с автоматической коррекцией

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Множитель | Множимое | СЧП | Комментарий |
| ,10101010(0) | ,00101001 00000000 | ,00000000 00000000 | Исходные данные |
| ,10101010(0) | ,00101001 00000000 | ,00000000 00000000 | Сдвиг |
| ,110101010 | ,00101001 00000000 | ,00000000 00000000  ,11010111 00000000  ,11010111 00000000 | - Множимое |
| ,110101010 | ,00101001 00000000 | ,11010111 00000000 | Сдвиг |
| ,111010101 | ,00101001 00000000 | ,11101011 10000000  ,00101001 00000000  ,00010100 10000000 | + Множимое |
| ,111010101 | ,00101001 00000000 | ,00010100 10000000 | Сдвиг |
| ,111101010 | ,00101001 00000000 | ,00001010 01000000  ,11010111 00000000  ,11100001 01000000 | - Множимое |
| ,111101010 | ,00101001 00000000 | ,11100001 01000000 | Сдвиг |
| ,111110101 | ,00101001 00000000 | ,11110000 10100000  ,00101001 00000000  ,00011001 10100000 | +Множимое |
| ,111110101 | ,00101001 00000000 | ,00011001 10100000 | Сдвиг |
| ,111111010 | ,00101001 00000000 | ,00001100 11010000  ,11010111 00000000  ,11100011 11010000 | - Множимое |
| ,111111010 | ,00101001 00000000 | ,11100011 11010000 | Сдвиг |
| ,111111101 | ,00101001 00000000 | ,11110001 11101000  ,00101001 00000000  ,00011010 11101000 | +Множимое |
| ,111111101 | ,00101001 00000000 | ,00011010 11101000 | Сдвиг |
| ,111111110 | ,00101001 00000000 | ,00001101 01110100  ,11010111 00000000  ,11100100 01110100 | - Множимое |
| ,111111110 | ,00101001 00000000 | ,11100100 01110100 | Сдвиг |
|  |  | ,11110010 00111010 | Результат |

МC\*D=МС\*МD=28\*28=216

В результате получаем:

(C\*D)дк=,11110010 001110102\*216(C\*D)пк=1,0001101110001102\*215

C\*D=-1101110001102=(-1)\*(21+22+26+27+28+210+211)=-352610

Проверка:

(C\*D)=(-86)\*41=-3526

Ответ верный.

3.5 Умножение чисел в прямом коде с ускорением второго порядка

В данном методе ускорения работают с четверичными цифрами.

При умножении нужно анализировать разряды текущей пары и старший разряд а2i-1 младшей пары, а также обращаться к правилам 3.1 и 3.2. Опираясь на правила получаем таблицу соответствий действий для каждого значения i-го разряда анализируемых значений :

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| a2i+1 a2i | a2i-1 | Действие над СЧП |
| 0 0 | 0 | +0 |
| 0 0 | 1 | +М |
| 0 1 | 0 | +М |
| 0 1 | 1 | +2М |
| 1 0 | 0 | -2М |
| 1 0 | 1 | -М |
| a2i+1 a2i | a2i-1 | Действие над СЧП |
| 1 1 | 0 | -М |
| 1 1 | 1 | +0 |

3.5.1Знаки операндов: C положительно, D отрицательно. Умножить числа с ФЗ в прямом коде с ускорением второго порядка, используя четвертый способ умножения. Выполнить проверку результата.

С=8710=10101102;

D=-4110=-1010012.

Представим числа С и D в ПК:

Cпк = 0.010101102 - Множитель

Dпк = 1.001010012 - Множимое

Масштаб чисел равен 28.

Знак результата находим сложением по модулю знаковых разрядов С и D: 10=1;

Умножение С\*D представлено на таблице 13.

Таблица 13 - Умножение четвертым способом в ПК с ФЗ с ускорением второго порядка

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Множитель🡨 | Множимое🡪 | СЧП | Комментарий |
| 00,01010110 | 0,00101001 00000000 | 0,00000000 00000000 | Исходные данные |
| 00,01010110 | 0,00101001 00000000 | 0,00000000 00000000 | Сдвиг |
| 01,01011000 | 0,00001010 01000000 | 0,0000000000000000  0,0000101001000000  0,0000101001000000 | + Множимое |
| 01,01011000 | 0,00001010 01000000 | 0,00001010 01000000 | Сдвиг |
| 01,01100000 | 0,00000010 10010000 | 0,00001010 01000000  0,00000010 10010000  0,00001100 11010000 | + Множимое |
| 01,01100000 | 0,00000010 10010000 | 0,00001100 11010000 | Сдвиг |
| 01,10000000 | 0,00000000 10100100 | 0,00001100 11010000  0,00000001 01001000  0,00001110 00011000 | +2 Множимых |
| 01,10000000 | 0,00000000 10100100 | 0,00001110 00011000 | Сдвиг |
| 10,00000000 | 0,00000000 00101001 | 0,00001110 00011000  1,11111111 10101110  0,00001101 11000110 | - 2 Множимых |
| 10,00000000 | 0,00000000 00101001 | 0,00001101 11000110 | Сдвиг |
| 00,00000000 | 0,00000000 00001010 | 0,00001101 11000110 | Результат |

МC\*D=МС\*МD=28\*28=216

В результате получаем:

(C\*D)пк=1.00001101110001102\*216

(C\*D)=-1101110001102

(C\*D)=-1101110001102=-(21+22+26+27+28+210+211)=-352610

Проверка:

(C\*D)=86\*(-41)=-3526

Ответ верный.

3.5.2Знаки операндов: C отрицательно, D положительно. Умножить числа с ФЗ в прямом коде с ускорением второго порядка, используя третий способ умножения. Выполнить проверку результата.

С=-8710=-10101102;

D=4110=1010012.

Представим числа С и Д в ПК:

Cпк = 1.010101102 - Множитель,

Dпк = 0.001010012 - Множимое;

Масштаб чисел равен 28.

Знак результата находим сложением по модулю знаковых разрядов С и D: 10=1;

Умножение С\*D представлено на таблице 14.

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Множитель🡨  Таблица 14 - Умножение третим способом в ПК с ФЗ с ускорением второго порядка | Множимое | СЧП🡨 | Комментарий |
| 00,01010110 | 0,00000000 00101001 | 0,00000000 00000000 | Исходные данные |
| 00,01010110 | 0,00000000 00101001 | 0,00000000 00000000 | Сдвиг |
| 01,01011000 | 0,00000000 00101001 | 0,00000000 00000000  0,00000000 00101001  0,00000000 00101001 | + Множимое |
| 01,01011000 | 0,00000000 00101001 | 0,00000000 00101001 | Сдвиг |
| 01,01100000 | 0,00000000 00101001 | 0,00000000 10100100  0,00000000 00101001  0,00000000 11001101 | + Множимое |
| 01,01100000 | 0,00000000 00101001 | 0,00000000 11001101 | Сдвиг |
| 01,10000000 | 0,00000000 00101001 | 0,00000011 00110100  0,00000000 01010010  0,00000011 10000110 | + 2 Множимых |
| 01,10000000 | 0,00000000 00101001 | 0,00000011 10000110 | Сдвиг |
| 10,00000000 | 0,00000000 00101001 | 0,00001110 00011000  1,11111111 10101110  0,00001101 11000110 | - 2 Множимых |
|  |  | 0,00001101 11000110 | Результат |

МC\*D=МС\*МD=28\*28=216

В результате получаем:

(C\*D)пк=1.00001101110001102\*216

(C\*D)=-1101110001102

(C\*D)=-1101110001102=-(21+22+26+27+28+210+211)=-352610

Проверка:

(C\*D)=(-86)\*41=-3526

Ответ верный.

3.6 Умножение чисел в форме с ПЗ

Алгоритм умножения двоичных чисел в форме с ПЗ:

Если числа представлены виде формулы (9), то их произведение определяется следующим образом:

(10)

где – мантисса числа C;

– порядок числа C,

т.е. мантисса произведения равна произведению мантисс сомножителей, а порядок – сумме порядков сомножителей.

Это позволяет сформулировать алгоритм умножения чисел в форме ПЗ.

1)Определить знак произведения путем сложения по модулю два знаковых разрядов сомножителей.

2)Определить порядок произведения алгебраическим сложением порядков сомножителей с использованием модифицированного дополнительного или обратного кодов. Проанализировать результат сложения порядков.

3)Перемножить модули мантисс сомножителей по правилам умножения дробных чисел с ФЗ.

4)Нормализовать мантиссу результата и выполнить округление, если это необходимо.

Так как мантиссы исходных сомножителей нормализованы, то денормализация мантиссы произведения возможна только на один разряд.

При умножении чисел с ПЗ возможно возникновении ПРС при сложении порядков, поэтому необходимо предусматривать выявление признаков ПРС в устройствах умножения чисел с ПЗ.

Оба операнда положительные. Представить числа в форме с плавающей запятой (ПЗ), изобразив исходные операнды в разрядной сетке условной машины (с порядками). При умножении мантисс использовать четвёртый способ умножения. Изобразить результат в разрядной сетке выбранной условной машины и выполнить проверку результата.

С=8710=10101102;

D=4110=1010012.

Представим числа C и D в ПК в формате с ПЗ, результат представлен в таблице 15.

Так как числа положительные в знаковых разрядах ставим 0.

С=8710=0,1010110 PC=111

D=4110=0,101001 PD=110

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| C | **0** | ,1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | **0** | 0 | 1 | 1 | 1 |
| D | **0** | ,1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | **0** | 0 | 1 | 1 | 0 |

Таблица 15 – Представление C и D в ПК в формате с ПЗ

Знак результата находим сложением по модулю знаковых разрядов С и D: 00=0;

Порядок произведения получаем сложением порядков чисел (рисунок 9)



Рисунок 9 – Сложение порядков C и D

(PC+PD)дк=0,1101

Умножение мантисс четвертым способом представлено на таблице 16.

Таблица 16 –Умножение четвертым способом C и D в ПК с ПЗ

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Множитель🡨 | Множимое🡪 | СЧП | Комментарий |
| 0.**10101100000000** | 0.**10100100000000** | 0.00000000000000 | Исходные данные |
| 0.**10101100000000** | 0.**10100100000000** | 0.00000000000000 | Сдвиг множимого |
| 0.**10101100000000** | 0.**01010010000000** | 0.00000000000000  0.01010010000000  0.0101001 0000000 | + Множимое |
| 0.**1010110 0000000** | 0.**01010010000000** | 0.0101001 0000000 | Сдвиг |
| 0.**0101100 000000**0 | 0.0**0101001000000** | 0.0101001 0000000 | Сдвиг |
| 0.**1011000 00000**00 | 0.00**010100100000** | 0.0101001 0000000  0.00010100100000  0.01100110100000 | + Множимое |
| 0.**1011000 00000**00 | 0.00**010100100000** | 0.01100110100000 | Сдвиг |
| 0.**0110000 0000**000 | 0.000**01010010000** | 0.01100110100000 | Сдвиг |
| 0.**1100000 000**0000 | 0.0000**0101001000** | 0.01100110100000  0.00000101001000  0.01101011101000 | + Множимое |
| 0.**1100000 000**0000 | 0.0000**0101001000** | 0.01101011101000 | Сдвиг |
| 0.**1000000 00**00000 | 0.00000**010100100** | 0.01101011101000  0.00000010100100  0.01101110001100 | + Множимое |
| 0.**1000000 00**00000 | 0.00000**010100100** | 0.01101110001100 | Сдвиг |
|  |  | 0.01101110001100 | Результат |

(C\*D)пк=0.0110111 0001100\*213

Число получилось ненормализованным - в первом разряде мантиссы стоит 0, поэтому нормализуем его, сдвигая число влево, и вычитая из порядка 1:

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| C\*D | **0** | ,1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | **0** | 1 | 1 | 0 | 0 |

В итоге получаем:

C\*D =1101110001102=21+22+26+27+28+210+211=352610

Проверка:

(C\*D)=86\*41=3526

Ответ верный.

4 Деление различными способами и алгоритмами

4.1 Краткие сведения о способах деления и оценке погрешности

Процесс деления состоит из последовательности операций вычитания исдвигов, при этом операция вычитания заменяется операцией сложения остатка сделителем, представленным в обратном или дополнительном кодах.

При делении чисел в прямом коде знак частного определяется сложениемпо модулю два знаковых разрядов делимого и делителя, и далее в процессе деления участвуют модули операндов.

Так как операция деления обратная умножению и начинается всегда состарших разрядов, то существуют два способа деления – обращенный третий и четвертый способы умножения. Схема двух способов деления приведена на рисунке 10.

Приведенные выше два способа деления можно выполнять, используя дваалгоритма:

* С восстановлением остатков;
* без восстановления остатков.

|  |  |
| --- | --- |
| 1  2n  Делимое (остатки)  1  Частное  1  n  Делитель  1  n  1  1  Делитель  n  n  2n  Делимое (остатки)  Частное | n  n |
| I способ (обращенный III  способ умножения) | II способ (обращенный IV способ умножения) |
| Рисунок 10 – Схемы способов деления чисел | |

Чтобы оценить абсолютную погрешность необходимо вычислить модуль разности точного значения и приближенного значения. Чтобы оценить относительную погрешность необходимо вычислить частное от деления абсолютной погрешности на модуль приближенного значения.

4.2 Деление с восстановлением остатков

Алгоритм деления с восстановлением остатков:

1)Определить знак частного сложением по модулю 2 знаковых разрядов делимого и делителя. Далее использовать модули операндов.

2)Вычесть из делимого делитель, путем сложения в ОК или ДК.

3)Проанализировать знак остатка после первого вычитания:

- если остаток положительный, то произошло ПРС! Операцию следует прекратить для смены масштабов операндов;

- если остаток отрицательный, то в частное заносится 0 (в последующем, он будет в знаковом разряде), восстановить остаток, прибавив к нему делитель.

4)Выполнить сдвиги.

5)В цикле формирования цифр частного вычитать из остатка делитель, прибавляя его в ОКили ДК.

6)Проанализировать знак полученного остатка:

- если >0, то в частное заносится 1;

- если <0, то в частное заносится 0.

7)Восстановить отрицательный остаток, сложив его с делителем.

8)Выполнить сдвиги.

9)Сформировать (n+1)-ый остаток для округления частного.

10)Выполнить округление результата и присвоить частному знак из пункта 1.

Знаки операндов: C положительно, D отрицательно; С - делитель. Представить числа в форме с ФЗ в прямом коде, выполнить деление первым способом, применив алгоритм деления с восстановлением остатков с использованием ОК при вычитании. Проверить результат операции, оценить погрешность округления.

С=8710=10101102;

D=-4110=-1010012.

Представим числа С и Dв ПК и ОК в формате с ФЗ:

Спк = 0,1010110, Сок = 0,1010110;

Dпк = 1,0101001, Dок = 1,1010110.

Масштаб чисел равен 27.

Знак результата находим сложением по модулю знаковых разрядов С и D: 10=1;

Выполнение деления первым способом с восстановлением остатков представлено в таблице 17.

C – делимое, D – делитель

Таблица 17 – Деление первым способом в ОК с ФЗ

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Частное🡨 | Делимое🡨 (остатки) | Делитель | Комментарий |
| 0.0000000 | 0.1010110 | 0.0101001 | Исходные данные |
| 0.0000000 | 0.1010110  1.1010110  0.0101100 (+1)  0.0101101 | 0.0101001 | Вычитание  ПРС |
| 0.0000000 | 0.1010110 | 0.0101001 | Восстановление |
| 0.0000000 | 0.001010110 | 0.010100100 | Везде увеличиваем разрядную сетку на 2 разряда, сдвигаем делимое на 2 разряда вправо |
| 0.00000000**0** | 0.001010110  1.101011011  1.110110001 | 0.010100100 | Вычитание  1 остаток |
| 0.00000000**0** | 0.001010110 | 0.010100100 | Восстановление |
| 0.00000000**0** | 0.001010110 | 0.010100100 | Сдвиг |
| 0.0000000**01** | 0.010101100  1.101011011  0.000000111 (+1)  0.000001000 | 0.010100100 | Вычитание  2 остаток |
| 0.0000000**01** | 0.000001000 | 0.010100100 | Сдвиг |
| 0.000000**010** | 0.000010000  1.101011011  1.101101011 | 0.010100100 | Вычитание  3 остаток |
| 0.000000**010** | 0.000010000 | 0.010100100 | Восстановление |
| 0.000000**010** | 0.000010000 | 0.010100100 | Сдвиг |
| 0.00000**0100** | 0.000100000  1.101011011  1.101111011 | 0.010100100 | Вычитание  4 остаток |
| 0.00000**0100** | 0.000100000 | 0.010100100 | Восстановление |
| 0.00000**0100** | 0.000100000 | 0.010100100 | Сдвиг |
| 0.0000**01000** | 0.001000000  1.101011011  1.110011011 | 0.010100100 | Вычитание  5 остаток |
| 0.0000**01000** | 0.001000000 | 0.010100100 | Восстановление |

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Частное🡨 | Делимое🡨 (остатки) | Делитель | Комментарий |
| 0.0000**01000** | 0.001000000 | 0.010100100 | Сдвиг |
| 0.000**010000** | 0.010000000  1.101011011  1.111011011 | 0.010100100 | Вычитание  6 остаток |
| 0.000**010000** | 0.010000000 | 0.010100100 | Восстановление |
| 0.000**010000** | 0.010000000 | 0.010100100 | Сдвиг |
| 0.00**0100001** | 0.100000000  1.101011011  0.001011011 (+1)  0.001011100 | 0.010100100 | Вычитание  7 остаток |
| 0.00**0100001** | 0.001011100 | 0.010100100 | Сдвиг |
| 0.0**01000011** | 0.010111000  1.101011011  0.000010011 (+1)  0.000010100 | 0.010100100 | Вычитание  8 остаток |
| 0.0**01000011** | 0.000010100 | 0.010100100 | Сдвиг |
| 0.**010000110** | 0.000101000  1.101011011  1.110000011 | 0.010100100 | Вычитание  9 остаток |
| 0.**010000110** | 0.000101000 | 0.010100100 | Восстановление |
| 0.**010000110** | 0.000101000 | 0.010100100 | Сдвиг |
| **0.100001100** | 0.001010000  1.101011011  1.110101011 | 0.010100100 | Вычитание  10 остаток |
| **0.100001100** | 0.001010000 | 0.010100100 | Восстановление |
| **0.100001100(0)** | 0.001010000  1.101011011  1.110101011 | 0.010100100 | Вычитание  11 остаток  Для округления |
| **0.100001100(0)** |  |  | Результат |

(C/D)пк=1.1000011002\*22 (так как мы сдвинули делимое на 2 разряда)

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

(C/D)=-10,00011002

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

(C/D)= -10,00011002=1\*21+1\*2-4+1\*2-5=2,0937510

Проверка:

(C/D)=86/(-41)=2,09756098

Абсолютная погрешность результата:

Δ=|2,09756098-2,09375| = 0,00381098

Относительная погрешность результата:

δ(C/D) = (0,00381098/2,09756098) \* 100% = 0,18%

4.3 Деление без восстановления остатков

Алгоритм деления без восстановления остатков:

1)Определить знак частного сложением по модулю два знаковых разрядов делимого и делителя. Далее использовать модули операндов.

2)Вычесть из делимого делитель путем сложения в обратном или дополнительном кодах.

3)Проанализировать знак остатка после первого вычитания:

- если остаток положительный, произошло ПРС, операцию следует прекратить для смены масштабов операндов;

- если остаток отрицательный, в частное занести «0» и продолжить операцию деления.

4)Выполнить сдвиги частного на один разряд влево и остатка на один разряд влево (I способ) или делителя на один разряд вправо (II способ).

5)Если до сдвига остаток был положительным, вычесть из остатка делитель, если остаток был отрицательным, прибавить к остатку делитель.

6)Если вновь полученный остаток положительный, в очередной разряд частного занести «1», в противном случае – «0».

7)Выполнить пункты 4-6 алгоритма (n+1) раз, причем, последний сдвиг частного не выполнять, так как (n+1) разряд формируется для округления.

8) Выполнить округление результата и присвоить частному знак из первого пункта алгоритма.

Оба операнда отрицательны; С – делимое. Выполнить деление вторым способом чисел в форме с ФЗ в ПК, применив алгоритм деления без восстановления остатков с использованием ДК при вычитании. Проверить результат операции, оценить погрешность округления.

С=-8710=-10101102;

D=-4110=-1010012.

Представим числа С и Dв ПК и ДК в формате с ФЗ:

Спк = 1,1010110, Сдк = 1,0101010;

Dпк = 1,0101001, Dдк = 1,1010111.

Масштаб чисел равен 27 .

Знак результата находим сложением по модулю знаковых разрядов С и D: 11=0;

D – делитель, C – делимое

Выполнение деления вторым способом без восстановления остатков представлено в таблице 18.

Таблица 18 – Деление вторым способом в ДК с ФЗ

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Частное🡨 | Делимое (остатки) | Делитель 🡪 | Комментарий |
| 0.0000000 | 0.1010110 0000000 | 0.0101001 0000000 | Исходные данные |
| 0.0000000 | 0.1010110 0000000  1.1010111 0000000  0.0101101 0000000 | 0.0101001 0000000 | Вычитание  ПРС |
| 0.0000000 | 0.0010101 1000000 | 0.0101001 0000000 | Сдвигаем делимое на 2 разряда вправо |
| 0.000000**0** | 0.0010101 1000000  1.1010111 0000000  1.1101100 1000000 | 0.0101001 0000000 | Вычитание  1 остаток |
| 0.000000**0** | 1.1101100 1000000 | 0.01010010000000 | Сдвиг |
| 0.00000**01** | 1.1101100 1000000  0.0010100 1000000  0.0000001 0000000 | 0.0010100 1000000 | Сложение  2 остаток |
| 0.00000**01** | 0.0000001 0000000 | 0.0010100 1000000 | Сдвиг |
| 0.0000**010** | 0.0000001 0000000  1.1110101 1100000  1.1110110 1100000 | 0.0001010 0100000 | Вычитание  3 остаток |
| 0.0000**010** | 1.1110110 1100000 | 0.0000101 0010000 | Сдвиг |
| 0.000**0100** | 1.1110110 1100000  0.0000101 0010000  1.1111011 1110000 |  | Сложение  4 остаток |
| 0.000**0100** | 1.1111011 1110000 | 0.0000101 0010000 | Сдвиг |
| 0.00**01000** | 1.1111011 1110000  0.0000010 1001000  1.1111110 0111000 | 0.0000010 1001000 | Сложение  5 остаток |
| 0.00**01000** | 1.1111110 0111000 | 0.0000010 1001000 | Сдвиг |
| 0.0**010000** | 1.1111110 0111000  0.0000001 0100100  1.1111111 1011100 | 0.0000001 0100100 | Сложение  6 остаток |
| 0.0**010000** | 1.1111111 1011100 | 0.0000001 0100100 | Сдвиг |
| 0.**0100001** | 1.1111111 1011100  0.0000000 1010010  0.0000000 0101110 | 0.0000000 1010010 | Сложение  7 остаток |
| 0.**0100001** | 0.0000000 0101110 | 0.0000000 1010010 | Сдвиг |
| **0.1000011** | 0.0000000 0101110  1.1111111 1010111  0.0000000 0000101 | 0.0000000 0101001 | Вычитание  8 остаток |
| **0.1000011(0)** | 0.0000000 0000101  1.1111111 1101011  1.1111111 1110000 |  | Вычитание  9 остаток  Для округления |
| **0.1000011** |  |  | Результат |

(C/D)пк=0.10000112\*22 (так как мы уменьшили делимое на 2 разряда)

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

(C/D)=10,000112

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

(C/D)=10,000112=1\*21+1\*2-4+1\*2-5=2,0937510

Проверка:

(C/D)=(-86)/(-41)=2,09756098

Абсолютная погрешность результата:

Δ=|2,09756098-2,09375| = 0,00381098

Относительная погрешность результата:

δ(C/D) = (0,00381098/2,09756098) \* 100% = 0,18%

4.4 Деление вДК

Алгоритм Деления

1)Если знаки делимого и делителя совпадают, в частное заносится «0», в противном случае –«1». Этот разряд знаковый.

2)Если знаки операндов совпадают, делитель вычитается из делимого, в противном случае – делитель прибавляется в делимому.

3)Если знак первого остатка совпадает со знаком делимого, произошло ПРС, и операцию деления следует прекратить. В противном случае деление продолжить.

4)Выполнить сдвиги: частного и остатка на один разряд влево (I способ) или делителя на один разряд вправо (II способ).

5)Все последующие остатки формируются по следующему правилу:

- если знаки делителя и остатка до сдвига совпадают, делитель вычесть из остатка, в противном случае делитель прибавить к остатку.

6)Если знаки нового остатка и делителя совпадают, в очередной разряд частного занести «1», в противном случае – «0».

7)Выполнить пункты 4-6 алгоритма (n+1) раз с учетом формирования разряда частного для округления. Последний сдвиг частного не выполнять.

8)Выполнить округление результата.

Знаки операндов: D положительное, C отрицательное; D - делимое. Выполнить деление вторым способом применив алгоритм деления в ДК(с автоматической коррекцией). Проверить результат операции, оценить погрешность округления.

С=-8710=-10101102;

D=4110=1010012.

Представим числа С и D в ПК и ДК в формате с ФЗ:

Спк = 1,1010110, Сдк = 1,0101010;

Dпк = 0,0101001, Dдк = 0,0101001.

Масштаб чисел равен 27 .

Знак результата находим сложением по модулю знаковых разрядов С и D: 10=1;

C – делитель, D – делимое

Выполнение деления вторым способом в ДК с автоматической коррекцией представлено в таблице 19.

Таблица 19 – Деление вторым способом в ДК с автоматической коррекцией

|  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| Частное🡨 | Делимое (остатки) | | Делитель 🡪 | | Комментарий | |
| 0.000000**1** | **0**.0101001 0000000 | | **1**.0101010 0000000 | | Исходные данные  Знаковый разряд | |
| 0.000000**1** | 0.0101001 0000000  1.0101010 0000000  1.1010011 0000000 | | 1.0101010 0000000 | | Сложние  ПРС не произошло | |
| 0.000000**1** | 1.1010011 0000000 | | **1**.0101010 0000000 | | Сдвиг | |
| 0.00000**11** | 1.1010011 0000000  0.0101011 0000000  **1**.1111110 0000000 | | 1.1010101 0000000 | | Вычитание  1 остаток | |
| 0.00000**11** | 1.1111110 0000000 | | **1**.1010101 0000000 | | Сдвиг | |
| 0.0000**110** | 1.1111110 0000000  0.0010101 1000000  **0**.0010011 1000000 | | 1.1101010 1000000 | | Вычитание  2 остаток | |
| 0.0000**110** | 0.0010011 1000000 | | **1**.1101010 1000000 | | Сдвиг | |
| 0.000**1100** | 0.0010011 1000000  1.1110101 0100000  **0**.0001000 1100000 | | 1.1110101 0100000 | | Сложение  3 остаток | |
| 0.000**1100** | 0.0001000 1100000 | | **1**.1110101 0100000 | | Сдвиг | |
| 0.00**11000** | 0.0001000 1100000  1.1111010 1010000  **0**.0000011 0110000 | | 1.1111010 1010000 | | Сложение  4 остаток | |
| 0.00**11000** | 0.0000011 0110000 | | **1**.1111010 1010000 | | Сдвиг | |
| 0.0**110000** | 0.0000011 0110000  1.1111101 0101000  **0**.0000000 1011000 | | 1.1111101 0101000 | | Сложение  5 остаток | |
| 0.0**110000** | 0.0000000 1011000 | | **1**.1111101 0101000 | | Сдвиг | |
| 0.**1100001** | 0.0000000 1011000  1.1111110 1010100  **1**.1111111 0101100 | | 1.1111110 1010100 | | Сложение  6 остаток | |
| 0.**1100001** | 1.1111111 0101100 | | **1**.1111110 1010100 | | Сдвиг | |
| Частное🡨 | | Делимое (остатки) | | Делитель 🡪 | | Комментарий |
| **1.1000010** | | 1.1111111 0101100  0.0000000 1010110  **0**.0000000 0000010 | | 1.1111111 0101010 | | Вычитание  7 остаток |
| **1.1000010(1)** | | 0.0000000 0000010  1.1111111 1010101  **1**.1111111 1010111 | | **1**.1111111 1010101 | | Сложение  8 остаток |
| **1.1000010(1)** | |  | |  | | Результат |

(D/C)дк=1.10000112

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

(D/C)пк=1.01111012

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

(D/C)=-0,01111012=-(1\*2-2+1\*2-3+1\*2-4+1\*2-5+1\*2-7)=-0,476562510

Проверка:

(D/C)=41/(-86)=-0,4767441910

Абсолютная погрешность результата:

Δ=|0,47674419-0,4765625| = 0,00018169

Относительная погрешность результата:

δ(C/D) = (0,00018169/0,47674419) \* 100% = 0,04%

4.5 Деление cПЗ

Алгоритм Деления

1)Определить знак частного путем сложения по модулю двух знаковых разрядов операндов.

2)Определить порядок частного вычитанием порядка делителя из порядка делимого, используя при вычитании ОК или ДК.

3)Разделить модуль мантиссы делимого на модуль мантиссы делителя по правилам деления дробных чисел с ФЗ.

4)Нормализовать мантиссу результата и присвоить знак, определенный в пункте 1 алгоритма.

В отличие от деления чисел в форме с ФЗ при делении чисел с ПЗ получение положительного остатка при первом вычитании не означает ПРС. Для чисел с ПЗ следует денормализовать мантиссу делимого сдвигом ее на один разряд вправо, увеличить на единицу порядок делимого и снова выполнить первое вычитание.

Оба операнда положительны; D - делимое.Представить числа в форме с ПЗ в разрядной сетке условной машины. Выполнить деление первым способом, в ДК с автокоррекцией. Изобразить частное в разрядной сетке условной машины и проверить результат операции.

С=8710=10101102;

D=4110=1010012.

Представим числа С и D в ПК в формате с ПЗ:

Спк = 0,1010110, PC=111;

Dпк = 0,101001, PD=110.

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| C | **0** | ,1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | **0** | 0 | 1 | 1 | 1 |
| D | **0** | ,1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | **0** | 0 | 1 | 1 | 0 |

(знак мантиссы) (мантисса) (знак порядка) (порядок)

Знак результата находим сложением по модулю знаковых разрядов С и D: 00=0;

Порядок результата находим вычитанием порядков

0.0110

+

1.1001

1.1111

(PD-PC)дк=1.1111, (PD-PC)пк=1.0001, (PD-PC)=-1

C – делитель, D – делимое

Выполнение деления первым способом в ДК с автоматической коррекцией представлено в таблице 20.

Таблица 20 – Деление вторым способом в ДК с автоматической коррекцией

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Частное🡨 | Делимое (остатки)🡨 | Делитель | Комментарий |
| 0.000000**0** | **0**.0000000 1010010 | **0**.1010110 | Исходные данные  Знаковый разряд |
| 0.000000**0** | 0.0000000 1010010  1.1111111 0101010  1.1111111 1111100 | 0.1010110 | Вычитание  ПРС не произошло |
| 0.000000**0** | 1.1111111 1111100 | 0.1010110 | Сдвиг |
| 0.00000**01** | 1.1111111 1111000  0.0000000 1010110  **0**.0000000 1001110 | **0**.1010110 | Сложение  1 остаток |
| 0.00000**01** | 0.0000000 1001110 | 0.1010110 | Сдвиг |
| 0.0000**011** | 0.0000001 0011100  1.1111111 0101010  **0**.0000000 1000110 | **0**.1010110 | Вычитание  2 остаток |
| 0.0000**011** | 0.0000000 1000110 | 0.1010110 | Сдвиг |
| 0.000**0111** | 0.0000001 0001100  1.1111111 0101010  **0**.0000000 0110110 | **0**.1010110 | Вычитание  3 остаток |
| 0.000**0111** | 0.0000000 0110110 | 0.1010110 | Сдвиг |

|  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- |
| Частное🡨 | Делимое (остатки)🡨 | Делитель | Комментарий |
| 0.00**01111** | 0.0000000 1101100  1.1111111 0101010  **0**.0000000 0010110 | **0**.1010110 | Вычитание  4 остаток |
| 0.00**01111** | 0.0000000 0010110 | 0.1010110 | Сдвиг |
| 0.0**011110** | 0.0000000 0101100  1.1111111 0101010  **1**.1111111 1010110 | **0**.1010110 | Вычитание  5 остаток |
| 0.0**011110** | 1.1111111 1010110 | 0.1010110 | Сдвиг |
| 0.**0111101** | 1.1111111 0101100  0.0000000 1010110  **0**.0000000 0000010 | **0**.1010110 | Сложение  6 остаток |
| 0.**0111101** | 0.0000000 0000010 | 0.1010110 | Сдвиг |
| **0.1111010** | 0.0000000 0000100  1.1111111 0101010  **1**.1111111 0101110 | **0**.1010110 | Вычитание  7 остаток |
| **0.1111010(0)** | 1.11111101011100  0.0000000 0101011  **1**.1111111 0000111 | **0**.1010110 | Сложение  8 остаток |
| **0.1111010(0)** |  |  | Результат |

Результат в разрядной сетке:

|  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| C/D | **0** | ,1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | **1** | 0 | 0 | 0 | 1 |

(D/C)дк=(D/C)пк=0.11110102\*2-1

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

Таблица 15 – Деление первым способом в ДК с ФЗ

(D/C)=0,1111012\*2-1=0,01111012=1\*2-2+1\*2-3+1\*2-4+1\*2-5+1\*2-7=0,476562510

Проверка:

(D/C)=41/86=0,4767441910

Абсолютная погрешность результата:

Δ=|0,47674419-0,4765625| = 0,00018169

Относительная погрешность результата:

δ(C/D) = (0,00018169/0,47674419) \* 100% = 0,04%

5Сложение в двоично-десятичных кодах

5.1 Код с естественными весами 8-4-2-1

Это простейший двоично-десятичный код, в котором каждая десятичная цифра представлена своим двоичным эквивалентом.

Выполнение операции алгебраического сложения требует перевода цифр из прямого кода (ПК) в обратный код (ОК) или дополнительный код (ДК). В двоично-десятичной арифметике принято использовать обратный код. Главный недостаток кода с естественными весами 8-4-2-1 в отсутствии свойства самодополняемости.

Простое инвертирование тетрад прямого кода образует псевдообратный код, который дополняет исходную тетраду до 15=1111, а для формирования обратного кода десятичной цифры необходимо получить её дополнение до старшей цифры в 10сс, которая равна девяти. Значит, винвертированнойтетраде получается значение, большее нужного на 6=0110, и его надо вычесть из псевдообратного кода. Заменяя вычитание сложением в ДК, получим корректирующий код:

-610=-01102=1010дк

Таким образом, для формирования обратного кода десятичного числа в коде 8-4-2-1 надо инвертировать тетрады, представляющие цифры этого числа, и прибавить потетрадно код 1010, отбрасывая единицы переноса между тетрадами.

При сложении двух чисел сумма в к-ом разряде числа может быть записана формулой:

Sk = Ak+Bk+Ck, (11)

где Ак,Вк- цифры в к-ом разряде слагаемых, Ск- единица переноса в к-ый разряд из предыдущего разряда.

Для определения правильных корректирующих кодов при сложении необходимо проанализировать все возможные варианты формирования тетрад суммы, чтобы в необходимых случаях возникали единицы переноса в соседний старший разряд десятичного числа и тетрада суммы была верной.

1)Sk = Ak+Bk+Ck<10 – единицы переноса в старший разряд нет и коррекция не нужна;

2) 10<Sk<15 – необходимо формировать единицу переноса в старший разряд, но естественным образом она не возникает; значит, нужен корректирующий код +610 = 01102.

Признаком введения коррекции являются «неправильные» тетрады, соответствующие десятичным числам 10,11,12,13,14,15, обнаружить которые нетрудно: все они имеют единицу в старшем разряде и единицу в 3-ем или 2-ом разрядах двоичного кода.

Простейшая комбинационная схема для обнаружения «неправильных» тетрад должна работать в соответствии с логическим уравнением: К1(К2 К3)=1, если в двоичной тетраде разряды обозначены так К1К2К3К4.

3)Sk>16 – единица переноса в старшуютетраду возникает естественно, однако в самой тетраде результат неверный: нужно получить (Ak+Bk+Ck-10), а получается (Ak+Bk+Ck-16). Следовательно, необходима коррекция кодом +610=01102тетрад, из которых сформировалась единица переноса.

Таблица 21

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| 10сс | ПК | ОК |
| 0 | **0000** | **1001** |
| 1 | **0001** | **1000** |
| 2 | **0010** | **0111** |
| 3 | **0011** | **0110** |
| 4 | **0100** | **0101** |
| 5 | **0101** | **0100** |
| 6 | **0110** | **0011** |
| 7 | **0111** | **0010** |
| 8 | **1000** | **0001** |
| 9 | **1001** | **0000** |

Алгоритм сложения в коде 8-4-2-1

1) Проверить знаки слагаемых – отрицательные преобразовать в обратный код, инвертируя тетрады и прибавляя потетрадно код 1010. Единицы переноса между тетрадами отбрасывать.

2) Сложить двоично-десятичные числа по правилам двоичной арифметики.

3) Выполнить коррекцию результата, прибавив код 0110 к «неправильным» тетрадам, а также к тетрадам, из которых сформировались единицы переноса. Единицы переноса между тетрадами учитывать.

4) Проверить знак результата – отрицательный перевести в прямой код, инвертируя тетрады и прибавляя потетрадно код 1010. Единицы переноса между тетрадами отбрасывать.

Знаки операндов: А<0, B>0. Выполнить сложение чисел в двоично-десятичном коде 8-4-2-1.

Исходные данные:

А=-0,3764110В=0,7937810 М=103

ПК: A8-4-2-1 = 1,0011 0111 0110 0100 0001

B8-4-2-1 = 0,0111 1001 0011 0111 1000

Аок:

1,1100 1000 1001 1011 1110

0,1010 1010 1010 1010 1010

1,0110 0010 0011 0101 1000

Сложение:

1,0110 0010 0011 0101 1000

0,0111 1001 0011 0111 1000

1,1101 1011 0110 1101 0000

0,0000 0000 0000 0000 0001

1,**11011011** 0110 **11010001**

Коррекция (к тетрадамбольшим 1001 и к тетрадам из которых сформировались единицы переноса прибавить код 0110):

1,1101 1011 0110 1101 0001

0,0110 0110 0000 0110 0110

0,0100 0001 0111 0011 0111

(А+В)пк=0,0100 0001 0111 0011 0111

С учетом масштаба:

(А+В)8-4-2-1=0100 0001 0111, 0011 0111 = 417,3710

Проверка:

(В+А)=793,78-376,41=417,3710

Ответ верный.

5.2 Код с избытком три 8-4-2-1+3

Это модификация кода с естественными весами, обеспечивающая выполнение свойства самодополняемости.

Прямые коды десятичных цифр получают прибавлением тройки к двоичным эквивалентам цифр. Обратные коды получают простым инвертированиемтетрад прямого кода. Действительно:

15–(Ак+3) = =12-Ак= (9-Ак)+3.

Однако обретение свойства самодополняемости привело к утрате свойства однозначности веса каждого разряда.

При сложении в коде 8-4-2-1+3 могут возникнуть следующие два случая, требующие введения коррекции.

1) Sk<9 – нет переноса из даннойтетрады:

Sk=(Ak+3)+(Bk+3)+Ck =(Ak+Bk+Ck)+6.

Сформировался избыток 6, а нужен избыток 3, следовательно, необходима коррекция кодом:

-310 = - 00112 = 1101ДК

2) Sk>10 – есть перенос из данной тетрады:

Sk = (Ak +3)+(Bk +3)+Ck-16=(Ak+Bk+Ck)-10.

Естественно формируется перенос из даннойтетрады, а избытка 3 нет, следовательно, нужна коррекция кодом: +3=00112.

Алгоритм сложения в коде 8-4-2-1+3

1) Проверить знаки слагаемых – отрицательные перевести в ОК путём инвертирования тетрад.

2) Сложить двоично-десятичные числа по правилам двоичной арифметики.

3) Выполнить коррекцию результата:

a) прибавить код 0011 к тетрадам суммы, из которых формировались единицы переноса;

б) прибавить код 1101 к тетрадам суммы, из которых не формировались единицы переноса.

При коррекции единицы переноса между тетрадами отбрасывать.

4) Проверить знак результата – отрицательный перевести в ПК путём инвертирования тетрад.

Таким образом, код стал самодополняемым, однако, все тетрады надо корректировать, что требует дополнительного времени.

Таблица 22.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| 10сс | ПК | ОК |
| 0 | **0011** | **1100** |
| 1 | **0100** | **1011** |
| 2 | **0101** | **1010** |
| 3 | **0110** | **1001** |
| 4 | **0111** | **1000** |
| 5 | **1000** | **0111** |
| 6 | **1001** | **0110** |
| 7 | **1010** | **0101** |
| 8 | **1011** | **0100** |
| 9 | **1100** | **0011** |

Знаки операндов: А<0, B<0. Выполнить сложение чисел в двоично-десятичном коде 8-4-2-1+3.

Исходные данные:

А=-0376,4110, Апк = 1. 0011 01101010 1001 0111 01002 ;

В=-0793,7810, Впк = 1. 0011 1010 1100 0110 1010 10112 .

М=104

Аок =1. 1100 1001 0101 0110 1000 10112

Вок =1. 1100 0101 0011 1001 0101 01002

Сложение:

1. 1100 1001 0101 0110 1000 1011

1. 1100 0101 0011 1001 0101 0100

1. 1000 1110 1000 1111 1101 1111

0. 0000 0000 0000 0000 0000 0001

1. **1000** 1110 1000 1111 1110 **0000**

Коррекция (к тетрадам, из которых формировались единицы переноса прибавить код 0011, а к остальным 1101):

1. 1000 1110 1000 1111 1110 0000

0. 0011 1101 1101 1101 1101 0011

1. 1011 1011 0101 1100 10110011

(А+В)ок =1. 1011 1011 0101 1100 1011 0011

(А+В)пк =1. 0100 0100 1010 0011 0100 1100

А+В=-1170,1910

Проверка:

А+В=-376,41-793,78=-1170,1910

Ответ верный.

5.3 Код Айкена 2-4-2-1

Этот код можно рассматривать как код с естественными весами для первых пяти цифр 0,1,2,3,4,а для остальных пяти цифр это код с избытком 6.

Код имеет свойство самодополняемости (сумма весов двоичных разрядов равна 9), так что обратный код любой тетрады можно получить инвертированием. Единственный недостаток этого кода в том, что старший разряд двоичнойтетрады имеет искусственный вес.

Из особенностей формирования десятичных цифр вытекают следующие правила введения коррекции при алгебраическом сложении. Предварительно рассмотрим возможные варианты формирования тетрад суммы.

1) Обе исходные тетрады меньше 5, и единица переноса из даннойтетрады не формируется. Здесь возможны два случая:

а) тетрада суммы тоже меньше 5, результат будет получен верный, значит, коррекция не нужна;

б) тетрада суммы больше или равна 5, значит, для таких цифр надо искусственно сформировать избыток 6, следовательно, нужна коррекция кодом +610=01102.

2) Одна исходная тетрада меньше 5, а другая больше или равна 5. В этом случае возможны два варианта:

а) если нет переноса из тетрады суммы:

SK= AK+(BK+6)+CK – результат верный, коррекции нет.

б) если есть перенос из тетрады суммы в соседнюю старшую тетраду:

SK= AK+(BK+6)+CK-16= AK+BK+CK-10 - результат верный, коррекции нет.

3) Обе исходных тетрады больше или равны 5,значит, есть единица переноса из тетрады суммы в соседнюю старшую тетраду:

SK=(AK+6)+(BK+6)+CK-16=(АК+ВК+СК-10)+6

Здесь возможны два следующих варианта:

а) если тетрада суммы больше или равна 5 – результат верный, коррекции нет;

б) если тетрада суммы меньше 5, не нужен избыток 6, значит, необходима коррекция кодом -610=-01102=1010ДК.

Таким образом, при алгебраическом сложении в коде 2-4-2-1 коррекция необходима в двух случаях:

1)если тетрады слагаемых меньше 5, тетрада суммы больше 4, необходима коррекция кодом плюс 6=0110;

2)если тетрады слагаемых больше или равны 5, есть единица переноса из тетрады суммы, а сама тетрада суммы меньше 5, нужна коррекция кодом минус 610 =10102.

Таблица 23.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| 10сс | ПК | ОК |
| 0 | **0000** | **1111** |
| 1 | **0001** | **1110** |
| 2 | **0010** | **1101** |
| 3 | **0011** | **1100** |
| 4 | **0100** | **1011** |
| 5 | **1011** | **0100** |
| 6 | **1100** | **0011** |
| 7 | **1101** | **0010** |
| 8 | **1110** | **0001** |
| 9 | **1111** | **0000** |

Алгоритм сложения в коде 2-4-2-1

1) Проверить знаки слагаемых – отрицательные перевести в ОК путём инвертирования всех тетрад.

2) Сложить двоично-десятичные числа по правилам двоичной арифметики.

3) Выполнить коррекцию суммы в соответствии с изложенными выше правилами. При коррекции единицы переноса между тетрадамиотбрасываются.

4) Проверить знак результата – отрицательный перевести в ПК путём инвертирования тетрад.

Знаки операндов: А>0, B<0. Выполнить сложение чисел в двоично-десятичном коде 2-4-2-1.

Исходные данные:

А=376,4110, Апк = 0. 0011 1101 1100 0100 00012 ;

В=-793,7810, Впк = 1. 1101 1111 0011 011110002 .

М=103

Аок =0. 0011 1101 1100 0100 00012

Вок =1. 0010 0000 1100 1000 01112

Сложение:

0. 0011 1101 1100 0100 0001

1. 0010 0000 1100 1000 0111

1. **0101** 1110 **1000** 1100 **1000**

Коррекция:

1. 0101 1110 1000 1100 1000

0. 0110 0000 1010 0000 1010

1. 1011 1110 0010 1100 0010

(А+В)ок =1. 1011 1110 0010 1100 0010

(А+В)пк =1. 0100 0001 1101 0011 1101

(А+В)=-417,3710

Проверка:

(А+В)=376,41-793,78=-417,3710

Ответ верный.

5.4 Пентадный код 3а+2

В названии кода представлена формула, в соответствии с которой формируются 5-тиразрядные двоичные коды десятичных цифр –пентады ( в формуле а – десятичная цифра).

Обратные коды любой десятичной цифры получаются путём инверсии двоичной пентады, что подтверждается формулой:

31-(3а+2)=3(9-а)+2 (12)

При алгебраическом сложении десятичных чисел возможны следующие случаи.

1) Нет единиц переноса ни в даннуюпентаду, ни из данной пентады (СК=0,СК+1=0):

SК = (3АК+2)+(3ВК+2)=3(АК+ВК)+4 – в результирующей пентаде по сравнению с формулой кода «лишняя» двойка, которую надо вычесть. Значит, нужна коррекция кодом -210=-00102=11110ДК.

2) В даннуюпентаду есть единица переноса, а из данной пентады нет единицы переноса (СК=1,СК+1=0):

SК = (3АК+2)+(3ВК+2)+1=3(АК+ВК+1)+2 –результат верный, коррекция не нужна.

3) В даннуюпентаду нет единицы переноса, а изданной пентады есть единица переноса (СК=0,СК+1=1):

SК = (3АК+2)+(3ВК+2)-32=3(АК+ВК-10)+2 –результат верный, коррекция не нужна.

4) Есть единица переноса и в даннуюпентаду, и из данной пентады (СК=1,СК+1=1):

SК = (3АК+2)+(3ВК+2)+1-32=3(АК+ВК+1-10) –Врезультирующейпентаде по сравнению с формулой кода нет двойки, которую надо прибавить для получения верной десятичной цифры. Следовательно, необходима коррекция кодом +210=000102.

Таблица 24.

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| 10сс | ПК | ОК |
| 0 | **00010** | **11101** |
| 1 | **00101** | **11010** |
| 2 | **01000** | **10111** |
| 3 | **01011** | **10100** |
| 4 | **01110** | **10001** |
| 5 | **10001** | **01110** |
| 6 | **10100** | **01011** |
| 7 | **10111** | **01000** |
| 8 | **11010** | **00101** |
| 9 | **11101** | **00010** |

Алгоритм сложения в коде 3а+2

1) Проверить знаки слагаемых – отрицательные перевести в ОК путём инвертирования пентад.

2) Сложить двоично-десятичные числа по правилам двоичной арифметики, фиксируя единицы переноса из пентады в пентаду.

3) Выполнить коррекцию, прибавляя код 11110 к пентадам, в которые и из которых не формировались единицы переноса, и код 00010 к пентадам, в которые и из которых сформировались единицы переноса. При коррекции единицы переноса между пентадами следует отбрасывать.

4) Проверить знак результата – отрицательный перевести в ПК путём инвертирования пентад.

Знаки операндов: А>0, B>0. Выполнить сложение чисел в двоично-десятичном коде 3a+2.

А=0376,4110, Апк=Аок=0. 0001001011 10111 1010001110001012 ;

В=0793,7810, Впк=Вок=0. 00010 10111111010101110111 110102 .

М=104

Сложение:

0. 00010 01011 10111 10100 01110 00101

0. 00010 10111 11101 01011 10111 11010

0. 00101 **000111010100000** 00101*11111*

0. 00101 00011 10101 00000 00101 11111

0. 00000 00010 00010 00010 0000011110

0. 00101 00101 10111 00010 00101 11101

(А+В)пк= 0. 00101 00101 10111 00010 00101 111012

(А+В)=1170,1910

Проверка:

(А+В)=376,41+793,78=1170,1910

Ответ верный.

Заключение

В ходе проектирования изучены базовые элементы вычислительных устройств. Из этих элементов построены устройства, выполняющие различные алгоритмы сложения, умножения и деления. Показана работа данных алгоритмов на примере двух чисел. Проведена проверка результата вычисления и оценка абсолютной и относительной погрешности вычисления.

В процессе выполнения работы были освоены способы сложения, умножения, деления чисел в форматах с плавающей запятой и фиксированной запятой. Это позволяет ознакомится с используемыми алгоритмами вычислений в современных ЭВМ.

Также данная работа позволяет оценить эффективность и удобность того или иного алгоритма вычисления.

Также были изучены алгоритмы сложения в двоично-десятичных кодах, которые обычно используются в вычислительной технике, если объем вычислений невелик и проводить преобразования из двоично-десятичного кода в двоичный код перед расчетами, а затем обратное преобразование — не целесообразно.

Приложение А

(справочное)

Библиографический список

1. Фадеева Т.Р. Арифметические основы ЭВМ [Текст] / Т. Р. Фадеева, Л. И. Матвеева, М. Л. Долженкова. – Киров: Изд-во ВятГУ, 2007. – 44 с.
2. Фадеева Т.Р. Сложение и умножение чисел в двоичной системе счисления [Текст] / Т. Р. Фадеева, Л. И. Матвеева, М. М. Шихов. – Киров: Изд-во ВятГУ, 2015. – 53 с.

Приложение Б

(справочное)

Список сокращений

ДК – дополнительный код числа

МДК – модифицированный дополнительный код числа

МОК – модифицированный обратный код числа

ОК – обратный код числа

ПЗ – плавающая запятая

ПРС – переполнение разрядной сетки

ПК – прямой код числа

СС – система счисления

ФЗ – фиксированная запятая