7. Обчислення часткових математ. функцій

Процессор 8087 может вычислить любую элементарную трансцендентную. В названиях команд и их описаниях принято обозначать аргументы, содержащиеся в st[0] как X, а в st[1] - как Y. Результаты, формирующиеся в st[0], будем обозначать как x, а в st[1] - как y.

Используются такие команды: FPTAN – частичный тангенс (st/x = tg(X), 0<= X <=1 pi/4); FPATAN – частичный арктангенс (++st, arctg(Y/X), Y > X >0); FYL2X - Вычисление логарифма (++st, Y*log2(X), X > 0); FYL2XP1 - Вычисление логарифма (++st, Y*log2(X+1), abs(X) < 1-sqrt(2)/2); F2XM1 - Вычисление (X=2^X-1). Вычисление тригонометрических функций основано на выполнении команды FPTAN - нахождения частичного тангенса, которая в качестве результата дает два таких числа x и y, что y/x = tg(X). Число y заменяет старое содержимое st[0], а число включается в стек дополнительно. Диапазон изменения аргумента можно свести к допустимому командой FPREM или проверить с помощью команды FXAM, так как он должен быть нормализован и находиться в диапазоне 0 < st[0] < п/4. Если аргумент x лежит вне этого диапазона, то в начале программы необходимо выполнить преобразования по сведению аргумента к требуемому диапазону и запомнить данные для обратного прebразования. Следующие два преобразования могут быть проведены в безусловной форме, так как модиф-ый аргумент лежит в диапазоне 0 <= Y<=п.

U= Z/2; tg(Z) = 2*tg(U)/(1-tg(U)*tg(U)); (3)

V= U/2; tg(U) = 2*tg(V)/(1-tg(V)*tg(V)); (4)

Эти формулы легко реализуются, так как деление на 2 быстро осуществляется командой FSCALE, и могут быть преобразованы с учетом того, что результат вычисления функции FPTAN(V) сформирован в виде чисел u и v . Тогда

tg(V) = 2*x*y/(x*x-y*y) и u = 2*x*y; v=x*x-y*y x*x-y*y, (5)

где u/v = tg(V) Эти формулы можно рассматривать как базовые для расчета тангенса и других тригонометрических функций с помощью команд FPTAN и FPREM, используя таблицу формул приведения и следующие формулы, выраженные через u и v.

sin(Y) = 2*(u/v)/(1+(u/v)^2); cosec(Y) = (1+(u/v)^2) / 2(u/v);

cos(Y) = (1-(u/v)^2) / (1+(u/v)^2); sec(Y) = (1+(u/v)^2) /(1-(u/v)^2).

Кроме рассмотренного способа тригонометрические функции могут вычисляться либо через тангенс половинного угла по формуле (3), либо через тангенс полного угла по формулам:

sin(x) = tg(x) / sqrt(1+(tg(x)^2); ctg(x) = 1 / tg(x).

cos(x) = 1 / sqrt(1+(tg(x)^2);

ПРИМЕР:

```
_tg PROC
PUSH BP ; Стандартное сохранение базового указателя стека.
MOV BP,SP ; Установка нового значения базового указателя. FLDPI ; Загрузка числа п
FLD QWORD PTR[BP+4] ; Загрузка начального значения суммы . FTST
FSTSW stsw
PUSH stsw
rm: FPREM; Исключение периода
fj p,rm ; Циклическое исключение остатка
FLD1
FCHS
FADD st,st ; Формирование - 2
FXCH st[1]
FSCALE ; Деление на 4
FPTAN ;Вычисление составляющих tg
FLD st[1] ; Дублирование числителя
FMUL st,st ; Квадрат числителя *y
FXCH st[1] ; Обмен на знаменатель
FMUL st[2],st ; Вычисление *y
FMUL st,st ; Вычисление *x
FSUBP st[1],st ; Получение -v
FMUL st,st[2] ; Получение -u
FLD st ; Дублирование числителя и
FMUL st,st ; Квадрат числителя *u
FXCH st[2] ; Обмен на числитель
FMUL st[1],st ; Вычисление *v
FMUL st,st ; Вычисление *v
FSUBP st[2],st ; Получение - знаменателя tg
FMULP st[2],st ; Получение - числителя tg
; Для этой команды нужно предусмотреть защиту от особых ситуаций.
FDIVP st[1],st ; Получение значения tg
FSTP result ; Сохранение результата
MOV AX,offset DGROUP:result
POP BP ; Стандартное восстановление базового указателя стека. RET ; Выход из подпрограммы.
_tg ENDP
```

3. Формати даних (код№2)

Для представления вещественных чисел – стандарт IEEE 754-1985. Старший разряд двоичного представления вещественного числа всегда кодирует знак числа. Остальная часть разбивается на две части: экспоненту и мантиссу. Вещественное число вычисляется как: $(-1)^S \cdot 2^E \cdot M$, где S - знаковый бит числа, E - экспонента, M - мантисса. Если 1<=M<2, то такое число называется нормализованным. При хранении нормализованных чисел сопроцессор отбрасывает целую часть мантиссы (она всегда 1), сохраняя лишь дробную часть. Экспонента кодируется со сдвигом на половину разрядной сетки, таким образом, удается избежать вопроса о кодировании знака экспоненты. Т.е. при 8-битной разрядности экспоненты код 0 соответствует числу -127, 1 - числу -126, ..., 255 числу +126 (экспонента вычисляется как код 127).

Вещ. ординарной точности - 32 бит $1{,}18 \cdot 10^{-38}$... $3{,}40 \cdot 10^{38}$

Вещ. двойной точности - 64 бит $2{,}23 \cdot 10^{-308}$... $1{,}79 \cdot 10^{308}$

Вещ.расширенной точности - 80 бит $3{,}37 \cdot 10^{-4932}$... $1{,}18 \cdot 10^{4392}$

В общем случае все множество двоичных комбинаций делится на следующие классы

- нормализованные вещественные числа со знаком;
- денормализованные вещественные числа со знаком;
- ноль со знаком;
- бесконечность со знаком;
- нечисла (NaN - not a number)

Микросхема 8087 работает с 7-ю типами данных, 6-ть из которых присущи только этой микросхеме. четыре формата представляют целые числа, а это слово – 16 бит (единственный формат данных общий для 8088 и 8087) – оператор dw, короткое целое – 32 бита – оператор dd и длинное целое – 64 бита (эти три формата представлены в двоичном дополнительном коде) – оператор dq и четвертый - упакованные десятичные числа (10 байт, 1 байт - знаковый) – оператор dt.

4. Команди пересилань

MOVD mm, mm/m32/ir32 команда копирует 32 бита из младших разрядов MMX-регистра, либо из памяти, либо из целочисленного регистра в младшие 32 разряда MMX-регистра (старшие разряды заполняются нулями).

MOVD m32/ir32, mm команда копирует 32 бита из младших разрядов MMX-регистра в память либо в целочисленный регистр.

MOVQ mm, mm/m64 команда пересылки данных в MMX-регистр.

MOVQ mm/m64, mm команда пересылки данных из MMX-регистра.

Командой обмена является команда FXCH она осуществляет обмен двух регистров сопроцессора (следовательно, для обмена данных необходимо загрузить их сначала в стек). Команда применяется в двух форматах: без операндов и с одним операндом. Команда без операндов осуществляет обмен st(0) и st(1), если задан операнд [FXCH ST(i)], обмен осуществляется между st(0) и st(i). Для загрузки операндов в стек можно использовать следующие команды: FLD источник – загрузка в st(0) вещественного числа из области памяти; FLD1, FLDL2T, FLDL2E, FLDLG2, FLDLN2, FLDPI, FLDZ – загрузка в вершину стека констант: вещ. единица (1.0), $\log_2(10)$, $\log_2(e)$, $\log_{10}(2)$, ln(2), π, нуль соответственно. Для снятия результата используются команды FST (FSTP) приемник – команды сохранения вещ. число из st(0) в память или др. регистр стека, различие команд только в том, что если есть P, то происходит выталкивание значения из вершины стека сопроцессора. Пример:

```
.data
X dd (dq) 0.5
.code
FLD X
FLDL2E
FXCH
```

13. Системні обробляючі програми

Сист. обраб. пр. выполняются под управлением управляющей системы. Это значит, что она в полном объеме может пользоваться услугами управляющей программы и не может самостоятельно выполнять системные функции. Так, обрабатывающая программа не может самостоятельно осуществлять собственный В-В. Операции В-В обрабатывающая программа реализует с помощью запросов к управляющей программе, которая и выполняет непосредственно ввод и вывод данных.

Сист. обраб. пр. относятся программы, входящие в состав ОС: редактор текста, ассемблеры, трансляторы, редакторы связей, отладчик, библиотеки подпрограмм, загрузчик, программы обслуживания и ряд других.

14. Структура системних програм

Обычно как для системной управляющей, так и для системной обрабатывающей программ входные данные подаются в виде директив. Для операционной системы это командная строка, а для системы обработки это программа на входном языке программирования для компил. и интерпрет., и программа в машинных кодах для компановщика и загрузщика.

Через це звичайно системна програма виконується у декілька етапів , які у найбільш загальному випадку включають: ЛА, СА, Сем.обробка, оптиміз (в компіл.), ген. кодів

В системных программах используются таблицы имен и констант, которые предназначены для СА и Сем. О. . Структурно таблицы обычно организуются как массивы и ссылочные структуры. Структуры данных табличного типа широко используются в системных программах, так как обеспечивает простое и быстрое обращение к данным. Таблицы состоят из элементов, каждый из которых представляется несколькими полями. Так при трансляции программы создаются, например, таблицы, содержащие элементы в виде: Ключ (переменная /метка) и характеристики: сегмент(данных / кода), смещение (XXXX), тип (байт, слово или двойное слово / близкий или дальний).

15. Задача лексичного аналізу

ЛА предназначен для преобразования текста на входном языке во внутреннюю форму, при этом текст разбивается на лексемы.

Группы лексем:
Разделители (знаки операций, именованные элементы языка)
Вспомогательные разделители (пробел, табуляция, ентер)
Код разделителя | код внутр.представления
Ключевые слова языка программирования
Код слова | код внутр.представления
Стандартные имена объектов и пользователей
Константы
Имя | тип, адрес
Комментарии

ЛА может работать в двух основных режимах: либо как подпрограмма, вызываемая синтаксическим анализатором для получения очередной лексемы, либо как полный проход, результатом которого является файл лексем.

На этапе ЛА обнаруживаются некоторые (простейшие) ошибки (недопустимые символы, неправильная запись чисел, идентификаторов и др.).

+ см. вопрос 29.

9. Особливості арифм. операцій в ММХ

mm - MMX-регистр; m32, m64 - память объема 32 и 64 бит соответственно;
+ PADDB mm, mm/m64; PADDW mm, mm/m64; PADDD mm, mm/m64
- PSUBB mm, mm/m64; PSUBW mm, mm/m64; PSUBD mm, mm/m64

Если сумма выходит за границу допустимого диапазона, то по правилам циклической арифметики избыток отсчитывается от другой границы диапазона. "Переноса" единицы из одного элемента данных в другой не происходит.

+ PADDSB mm, mm/m64; PADDSW mm, mm/m64
+ PADDUSB mm, mm/m64; PADDUSW mm, mm/m64
- PSUBSB mm, mm/m64; PSUBSW mm, mm/m64
- PSUBUSB mm, mm/m64; PSUBUSW mm, mm/m64

Если сумма выходит за граничное значение допустимого диапазона, то результатом считается это граничное значение.

у нас есть два массива, A и B, длиной по 8 байтов каждый. Поставим себе задачу прибавить к каждому элементу массива B соответствующий ему элемент массива A

movq mmregl, A
movq mmreg2, B
paddb mmregZ, mmregl
movq B, mmreq2

Умножение

Все команды попарно перемножают 16-разрядные слова со знаком входного и выходного операндов. Это дает четыре 32-разрядных произведения

PMADDWD mm, mm/m64

Затем первое произведение складывается со вторым, а третье с четвертым. Суммы записываются в 32-разрядные слова выходного операнда.

PMULHW mm, mm/m64

Старшие разряды произведений записываются в 16-разрядные слова выходного операнда. Младшие разряды произведений теряются.

PMULLW mm, mm/m64

Младшие разряды произведений записываются в 16-разрядные слова выходного операнда. Старшие разряды произведений теряются.

10. Особливості лог. операцій в ММХ

PAND mm, mm/m64
поразрядное логическое И своих операндов.
PANDN mm, mm/m64
поразрядное НЕ выходного операнда, а затем поразрядное логическое И между входным операндом и обращенным значением выходного.
POR mm, mm/m64
поразрядное логическое ИЛИ своих операндов.
PXOR mm, mm/m64
поразрядное логическое исключающее ИЛИ своих операндов.

Сдвиги (imm - непосредственный операнд)

PSLLW mm, mm/m64/imm; PSLLD mm, mm/m64/imm; PSLLQ mm, mm/m64/imm
Освободившиеся младшие разряды заполняются нулями.
PSRLW mm, mm/m64/imm; PSRLD mm, mm/m64/imm; PSRLQ mm, mm/m64/imm
Освободившиеся старшие разряды заполняются нулями.
PSRAW mm, mm/m64/imm; PSRAD mm, mm/m64/imm
Если сдвигается положительное число, то освободившиеся старшие разряды заполняются нулями, а если отрицательное, то единицами.

http://www.codenet.ru/progr/optimize/mmx.php#top

20. Автомати та моделі роботи автоматів

Автомат — последовательность (кортеж) из пяти элементов (Q,Σ,δ,S_0,F), где:

- Q — конечное множество состояний автомата
- Σ — алфавит языка, который понимает автомат
- δ — функция перехода, такая что $\delta : Q \times \Sigma \to Q$
- S_0 — начальное состояние, состояние когда автомат еще не прочитал ни одного символа
- F — множество состояний, называемое «конечные состояния».

Основу простейшей программной реализации конечного автомата составляют коды состояния автомата и так называемая матрица переходов автомата. Коды состояния, чаще всего, определяются перечислимым типом с именованными значениями состояний.

```
enum autStat
{S0,   // S0 - Начальное состояние
 S1,   // S1 - Первое состояние
 S2,   // S2 - Второе состояние
 Se    // Se - Последнее состояние
};
```

Коды сигналов также удобно определять другим перенумерованным типом с именованными значениями кодов сигналов. Пример описания типа для представления 5-ти видов сигналов,приведен ниже.

```
enum autSgn
{sg0, // sg0 - Начальный сигнал
 sg1, // sg1 - Первый сигнал
 sg2, // sg2 - Второй сигнал
 sg3, // sg3 - Третий сигнал
 sg   // sg - Последний сигнал
};
```

Матрица переходов определяется двухмерным массивом типа enum autStat, первый индекс которого определяет целое число, соответствующее предшествующему состоянию автомата, а второй индекс – число, которое соответствует сигналу или классу сигнала для перевода автомата в следующее состояние.

```
enum autStat nxtSts[Se+1][ sg+1] =
{{S0,S1,S2,S0,S0},        // для S0
 {S1,S1,S1,S2,Se},        // для S1
 {S1,S2,S2,S2,S2},        // для S2
 {S1,Se,Se,Se,Se}         // для Se
};
```

Функция переходов определена в лабораторной работе следующим образом:

```
enum autStat nxtStat(enum autSgn sgn)
{static enum autStat s=S0;//текущее состояние лексемы
 return s=nxtSts[s][sgn];} // новое состояние лексемы
```

17. Задача семантичної обробки

Семантическая обработка:

1. семантич. анализ – проверяет корректность соединения типов данных во всех операциях и операторах и определяет типы данных для промеж. результатов.

Нужно иметь таблицы соответствия операндов/аргументов и типа результата. Ключевая часть – код операции, тип аргумента. Функц. часть – тип результата.

Алгоритм анализа строится при проходе дерева, в результате будет сформировано несколько результатов. Алгоритм может быть построен через рекурсивные вызовы той же самой рек. функции или процедуры для всех поддеревьев. При достижении терм. Обозначений, все рекурс. Вызовы останавливаются.

- каждый используемый в программе идентификатор должен быть описан, но не более одного раза в одной зоне описания;
- при вызове функции число фактических параметров и их типы должны соответствовать числу и типам формальных параметров;
- обычно в языке накладываются ограничения на типы операндов любой операции, определенной в этом языке; на типы левой и правой частей в операторе присваивания; … и т.п.

2. интепретация – сборка конст. выражений. В случае реализации языка программ. в виде интерпретатора, данные для обработки получаются из констант и результатов операций ввода.

3. машинно-независимая оптимизация. Основные действия должны сократить объёмы графов внутр. представления путем удаления повтор. И неиспольз. фрагментов графа. Кроме этого, могут быть выполнены действия упрощэкви превращений. Этап требует сохранения доп. информации.

4. генерация объектных кодов выполняется: в языке высокого уровня; на уровне команд асма. Для каждого узла дерева генерируется соотвеств. последовательность команд по спец. шаблонам, а потом испол-ся трансляция асм или языка, кот. включает асм-вставки.

5. машинно-зависимая опт-ция учитывает архи и специфику команд целевого устройства

Первичная семантическая обработка в процессе синт. анализа

Это построение деревоподобных структур или графа подчиненности операций.

Если пред. операция имела высший приор., то она размещается в графе послед. операций, как подчиненная операции низшего приоритета

Если пред. операция низшего приор., то её надо продвигать ближе к корню подграфа, пока не встретим опер. с таким же приор.

```
enum datType//кодування типів даних в семантичному аналізі
 {_v,                                  // порожній тип даних
  _uc=4,_us,_ui,_ui64,// стандартні цілі без знака
  _sc=8,_ss,_si,_si64,        // стандартні цілі зі знаком
  _f,_d,_ld,_rel,             // дані з плаваючою точкою
  _lbl,                              // мітки
 …
 // Елемент таблиці модифікованих типів
 struct recrdTPD          // структура рядка таблиці модифікованих
                         // типів
 {enum tokType kTp[3];// примірник структури ключа
  unsigned       dTp;// примірник функціональної частини
  unsigned       ln; };      // базова або гранична довжина даних типу
 struct recrdSMA          // структура рядка таблиці припустимості
                                  // типів для операцій
 {enum tokType oprtn;// код операції
  int oprd1, ln1;// код типу та довжина першого аргументу
  int oprd2, ln2;// код типу та довжина другого аргументу
  int res, lnRes; // код типу та довжина результату
  _fop  *pintf;    // покажчик на функцію інтерпретації                char *assCd; };
```

25. Організація пошуку

В большинстве системных программ главной целью поиска является определение характеристик, связанных с символическими обозначениями элементов входного языка (ключевых слов, имен, идентификаторов, разделителей, констант и т.п.). Эти элементы рассматр-ся как аргументы поиска или ассоциативные признаки информации обозначений.

Поиски в таблицах: линейный, упорядоч. таблицы по ключам/индексам, индексы двоичных и В-деревьев, поиск по прямому адресу, хэш-поиск).

Линейный поиск можно выполнять как в упорядоченных так и в неупорядоченных таблицах. Метод заключается в последовательном сравнении ключа искомого элемента с ключами элементов таблицы до совпадения или до достижения конца таблицы. При работе с упорядоченной таблицей факт отсутствия элемента может быть установлен без просмотра всей таблицы.

При больших объемах таблиц (более 50 элементов) эффективнее использовать *двоичный* поиск, при котором определяется адрес среднего элемента таблицы, с ключевой частью которого сравнивается ключ искомого элемента. При совпадении ключей поиск удачный, а при несовпадении из дальнейшего поиска исключается та половина элементов, в которой искомый элемент находиться не может. Такая процедура повторяется, пока длина оставшейся части таблицы не станет равной 0.

Самым быстрым методом поиска в больших таблицах является *прямой*, основанный на обращении к элементу с ключевой частью Ki по прямому вычисленному адресу - хеш-адресу (hash - крошить). Прямой поиск выполняется в хеш-таблице с начальным адресом Ан, в которой каждый элемент находится по хеш-адресу = Ан+ H(Ki), где хеш-функция H(Ki) - это такая алгоритмическая функция, которая должна давать неповторяющиеся значения для разных элементов таблицы и как можно плотнее размещать элементы в памяти. Хеш-функция определяет метод хеширования

26. Лінійний пошук

Линейный поиск можно выполнять как в упорядоченных так и в неупорядоченных таблицах. Метод заключается в последовательном сравнении ключа искомого элемента с ключами элементов таблицы до совпадения или до достижения конца таблицы. При работе с упорядоченной таблицей факт отсутствия элемента может быть установлен без просмотра всей таблицы. **Алгоритм** линейного поиска в неупорядоченной таблице:

1. Установка индекса первого элемента таблицы.
2. Сравнение ключа искомого элемента с ключом элемента таблицы.
3. Если ключи равны,перейти на обработку ситуации "поиск удачный",иначе на 4.
4. Инкремент индекса элемента таблицы.
5. Проверка конца таблицы.

Если исчерпаны все элементы таблицы, перейти к обработке ситуации "поиск неудачный", иначе на блок 2.

```
// порівняння за відношенням порядку (neq = not_equal)
int neqKey(struct recrd* el, struct keyStr kArg) {
  return (strcmp(el->key.str, kArg.str)
  || el->key.nMod != kArg.nMod);
}
// вибірка за лінійним пошуком
struct recrd* selLin(struct keyStr kArg, struct recrd* tb, int ln) {
  int i;
  int pos = 0;
  struct recrd* temp = (struct recrd*)malloc(100*sizeof(*tb));
  struct recrd* res  = NULL;
  for (i = 0; i < ln; i++)
    if (!neqKey(&tb[i], kArg)) {
      temp[pos] = tb[i];
      pos++;
    }
  res = (struct recrd*) malloc((pos+1)*sizeof(*tb));
  for(i = 0; i < pos; i++) {
    res[i] = temp[i];
  }
  free(temp);
  res[pos] = emptyElm;
  res[pos].key.str = NULL;
  return res; }
```

22. Способи організації таблиць та індексів

Индексы создаются в таблицах с помощью ссылки в древовидную структуру. Для построения индексов м.б. использованы разные структуры с ссылками – списки, где пред. эл. связан с последующим через ссылку. Используются динамические структуры, в которых с созданием нового эл, формируются ссылки с пред. строк на след. Таким образом, создаются списки или деревья элементов, или древоподобные индексы (исп. В БД для повышения скорости поиска) – индексы двоичных и В-деревьев.

Таблицы – сложные структуры данных, с помощью которых можно значительно увеличить эффективность программы. Их основное назначение состоит в поиске информации о зарегистрированном объекте по заданному аргументу поиска. Результатом поиска обычно является элемент таблицы, ключ которого совпадает с аргументом поиска в таблице. Есть несколько способов организации таблиц, для этого используют директивы определения элементов таблиц: struc и record. **Директива struc** предназначена для определения структурированных блоков данных. Структура представляется последовательностью полей. Поле структуры – последовательность данных стандартных ассемблерных типов, которые несут информацию об одном элементе структуры. Определение структуры задает шаблон структуры:

имя_структуры struc
последовательность директив DB,DW,DD,DQ,DT
имя_структуры ends

шаблон структуры представляет собой только прототип или предварительную спецификацию элемента таблицы. Для статического резервирования памяти и инициализации значений используется оператор вызова структуры:

имя_переменной имя_структуры <спецификация_инициализации>

переменная ассоциируется с началом структуры и используется с именами полей для обращения к различным полям в структуре:

student iv_groups <'timofey',19,5>
mov ax,student.age ; ax => 19

с помощью коэффициента кратности с ключевым словом dup можно резервировать статическое количество памяти. Директива record предназначена для определения двоичного набора в байте или слове. Ее применение аналогично директиве struc в том отношении, что директива record только формирует шаблон, а инициализация или резервирование памяти выполняется с помощью оператора вызова записи:

имя_записи record имя_поля : длина поля [= начальное значение],...
длина поля задается в битах, сумма длин полей не должна превышать 16, например:
iv_groups record number:5=3,age:5=19,add:6
оператор вызова записи выглядит следующим образом:
имя_переменной имя_записи <значение полей записи>
к полям записи применимы следующие операции:

width поля – длина поля, mask поля – значение байта или слова, определяемого переменной, в которой установлены в 1 биты данного поля, а остальные равны нулю. Для получения в регистре al значения поля необходимо сделать следующее:

mov al, student
and al, mask age
mov cl, age

shr al,cl ; выравнивание поля age вправо существует несколько методов поиска в таблицах – линейный, двоичный и прямой (хэш-поиска). смотри ниже.

30. Граматики та їх застосування

Грамматикой называется четверка G = (Vt, Vn, R, e ϵ Vn), где Vn - конечное множество нетерминальных символов (все обозначения, кот. определяются через правила), Vt - множество терминалов (не пересекающихся с Vn), e - символ из Vn, называемый начальным/конечным, R - конечное подмножество множества: (Vn ∪ Vt)* Vn (Vn ∪ Vt)* x (Vn ∪ Vt)*, называемое множеством правил. Множество правил R описывает процесс порождения цепочек языка. Элемент r_i = (α, β) множества R называется правилом (продукцией) и записывается в виде α ⇒ β. Здесь α и β - цепочки, состоящие из терминалов и нетерминалов. Данная запись может читаться одним из следующих способов:

- цепочка α порождает цепочку β;
- из цепочки α выводится цепочка β.

Терминалы – обозначения или элементы грамм, кот. не подлежат дальнейшему анализу (разделители, лексемы).

Нетерминалы – требуют для своего опрделения правил в некотором формате, чаще всего в формате правил текстовой подстановки.

Формальная грамматика или просто грамматика в теории формальных языков (это множество конечных слов (син. строк, цепочек) над конечным алфавитом) — способ описания формального языка, то есть выделения некоторого подмножества из множества всех слов некоторого конечного алфавита. Различают порождающие и распознающие (или аналитические) грамматики — первые задают правила, с помощью которых можно построить любое слово языка, а вторые позволяют по данному слову определить, входит оно в язык или нет.

Порождающие грамматики

Vt, Vn, e ϵ Vn, R — набор правил вида: «левая часть» «правая часть», где:

«левая часть» — непустая последовательность терминалов и нетерминалов, содержащая хотя бы один нетерминал; «правая часть» — любая последовательность терминалов и нетерминалов

Применение

1. Контекстно-свободные грамматики широко применяются для определения грамматической структуры в грамматическом анализе.
2. Регулярные грамматики (в виде регулярных выражений) широко применяются как шаблоны для текстового поиска, разбивки и подстановки, в т.ч. в лексическом анализе.

Терминальный алфавит:

Vt={'0','1','2','3','4','5','6','7','8','9','+','-','*','/','(',')'}.

Нетерминальный алфавит:

{ ФОРМУЛА, ЗНАК, ЧИСЛО, ЦИФРА }

Правила:

1. ФОРМУЛА ФОРМУЛА ЗНАК ФОРМУЛА (формула есть две формулы, соединенные знаком)
2. ФОРМУЛА ЧИСЛО (формула есть число)
3. ФОРМУЛА (ФОРМУЛА) (формула есть формула в скобках)
4. ЗНАК + | - | * | / (знак есть плюс или минус или умножить или разделить)
5. ЧИСЛО ЦИФРА (число есть цифра)
6. ЧИСЛО ЧИСЛО ЦИФРА (число есть число и цифра)
7. ЦИФРА 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 (цифра есть 0 или 1 или ... 9)

Начальный нетерминал:

ФОРМУЛА

Аналитические грамматики

Порождающие грамматики - не единственный вид грамматик, однако наиболее распространенный в приложениях к программированию. В отличие от порождающих грамматик, аналитическая (распознающая) грамматика задает алгоритм, позволяющий определить, принадлежит ли данное слово языку. Например, любой регулярный язык может быть распознан при помощи грамматики, задаваемой конечным автоматом, а любая контекстно-свободная грамматика — с помощью автомата со стековой памятью. Если слово принадлежит языку, то такой автомат строит его вывод в явном виде, что позволяет анализировать семантику этого слова.

28. Пошук за прямою адресою, хеш-пошук

Самым быстрым методом поиска в больших таблицах является прямой, основанный на обращении к элементу с ключевой частью Ki по прямому вычисленному адресу - хеш-адресу (hash - крошить). Прямой поиск выполняется в хеш-таблице с начальным адресом Ан, в которой каждый элемент находится по хеш-адресу = Ан+ H(Ki), где хеш-функция H(Ki) - это такая алгоритмическая функция, которая должна давать неповторяющиеся значения для разных элементов таблицы и как можно плотнее размещать элементы в памяти. Хеш-функция определяет метод хеширования. Часто используются следующие методы:

- метод деления, при котором H(Ki)=Ki mod M, где M- достаточно большое простое число , например 1009;
- мультипликативный метод, при котором H(Ki)= C*Ki mod 1, где C- константа в интервале [0,1];
- метод извлечения битов, при котором H(Ki) образуется путем сцепления нужного количества битов, извлекаемых из определенных позиций внутри указанной строки;
- метод сегментации, при котором битовая строка, соответствующая ключу Ki, делится на сегменты, равные по длине хеш-адресу. Объединение сегментов можно выполнять разными операциями: сумма по модулю 2; сумма по модулю 16 и др; произведение всех сегментов.
- метод перехода к новому основанию, при котором ключ Ki преобразуется в код по правилам системы счисления с другим основанием. Полученное число усекается до размера адреса. **Алгоритм:**

1. Формирование хеш-таблицы
2. Выбор искомого ключа
3. Вычисление хеш-функции ключа H(Ki)
4. Вычисление хеш-адреса ключа
5. Сравнение ключевой части элемента таблицы по вычисленному хеш-адресу с искомым ключом. При равенстве обработка ситуации "поиск удачный "и переход на 6; при неравенстве - обработка ситуации "поиск неудачный" и переход на 6.
6. Проверка все ли ключи выбраны; если да, то конец, а если нет ,то переход на 2.

При прямом поиске ситуация "поиск неудачный " может также иметь место при коллизии, то есть когда при Ki # Kj H(Ki) = H(Kj). Самый простой метод разрешения коллизий - метод внутренней адресации, при котором под коллизирующие элементы используются резервные ячейки самой хеш-таблицы (пробинг).

Так при линейном пробинге к хеш-адресу прибавляется длина элемента таблицы, пока не обнаружится резервная ячейка. Для различия занятых ячеек памяти от резервных один бит в них выделяется под флаг занятости.

Прямой поиск: mov eax, [ebx][edi] xlat

Метод деления (размер таблицы hashTableSize - простое число). Этот метод использован в примере ниже. Хеширующее значение hashValue, изменяющееся от 0 до (hashTableSize - 1), равно остатку от деления ключа на размер хеш-таблицы. Вот как это может выглядеть:

```
makehashkey macro value,hashkey
xor ax,ax
xor dx,dx
  mov ax, value
  div hash_table_size
  mov hashkey,dx ; остаток от деления
хранится в dx
endm          ; деления хранится в dx
; запись значения в хеш-таблицу
pushtotable macro value
makehashkey value,cx ; получаем хеш-ключ
xor si,si          ; (индекс для хеш-таблицы)
mov dx,cx
l3:
add si,2 ; вычисляем смещение в хеш-
таблице по индексу
loop l3
mov bx,hash_table[si] ; записываем
значение элемента хеш-таблицы (ссылка
на список)
mov dx,value
mov [bx],dx записываем в список значение
value
endm
```

34. Граматики для синтаксичного аналізу

Синтаксический анализатор (синт. разбор) — это часть компилятора, которая отвечает за выявление основных синтаксических конструкций входного языка. В задачу синтаксического анализа входит: найти и выделить основные синтаксические конструкции в тексте входной программы, установить тип и проверить правильность каждой синтаксической конструкции и, наконец, представить синтаксические конструкции в виде, удобном для дальнейшей генерации текста результирующей программы.

В основе синтаксического анализатора лежит распознаватель текста входной программы на основе грамматики входного языка. Как правило, синтаксические конструкции языков программирования могут быть описаны с помощью КС-грамматик, реже встречаются языки, которые, могут быть описаны с помощью регулярных грамматик.

На этапе синтаксического анализа нужно установить, имеет ли цепочка лексем структуру, заданную синтаксисом языка, и зафиксировать эту структуру. Следовательно, снова надо решать задачу разбора: дана цепочка лексем, и надо определить, выводима ли она в грамматике, определяющей синтаксис языка. Однако структура таких конструкций как выражение, описание, оператор и т.п., более сложная, чем структура идентификаторов и чисел. Поэтому для описания синтаксиса языков программирования нужны более мощные грамматики, чем регулярные. Обычно для этого используют укорачивающие контекстно-свободные грамматики (УКС-грамматики), правила которых имеют вид $A \to \alpha$, где $A \in VN$, $\alpha \in (VT \cup VN)^*$. Грамматики этого класса, с одной стороны, позволяют достаточно полно описать синтаксическую структуру реальных языков программирования; с другой стороны, для разных подклассов УКС-грамматик существуют достаточно эффективные алгоритмы разбора.

```
    struct lxNode//вузол дерева, САГ або УСГ
    {int x, y, f;//координати розміщення у вхідному файлі
     int ndOp;        //код типу лексеми
     int dataType;   // код типу даних, які повертаються
     unsigned resLength;  //довжина результату
     struct lxNode* prnNd;//зв'язок з батьківським вузлом
     struct lxNode* prvNd, pstNd;// зв'язок з підлеглими
     unsigned stkLength;//довжина стека обробки семантики
    };
```

Результатом работы распознавателя КС-грамматики входного языка является последовательность правил грамматики, примененных для построения входной цепочки. По найденной последовательности, зная тип распознавателя, можно построить цепочку вывода или дерево вывода. В этом случае дерево вывода выступает в качестве дерева синтаксического разбора и представляет собой результат работы синтаксического анализатора в компиляторе.

Однако ни цепочка вывода, ни дерево синтаксического разбора не являются целью работы компилятора. Дерево вывода содержит массу избыточной информации, которая для дальнейшей работы компилятора не требуется. Эта информация включает в себя все нетерминальные символы, содержащиеся и узлах дерева, — после того как дерево построено, они не несут никакой смысловой нагрузки и не представляют для дальнейшей работы интереса.

32. Класифікація граматик за Хомським

По иерархии Хомского, грамматики делятся на 4 типа, каждый последующий является более ограниченным подмножеством предыдущего (но и легче поддающимся анализу):

тип 0. неограниченные грамматики — возможны любые правила. Грамматика G = (VT, VN, P, S) называется *грамматикой типа 0*, если на правила вывода не накладывается никаких ограничений (кроме тех, которые указаны в определении грамматики).

тип 1. контекстно-зависимые грамматики — левая часть может содержать один нетерминал, окруженный «контекстом» (последовательности символов, в том же виде присутствующие в правой части); сам нетерминал заменяется непустой последовательностью символов в правой части.

Грамматика G = (VT, VN, P, S) называется *неукорачивающей грамматикой*, если каждое правило из P имеет вид $\alpha \to \beta$, где $\alpha \in (VT \cup VN)^+$, $\beta \in (VT \cup VN)^*$ и $|\alpha| \le |\beta|$.

Грамматика G = (VT, VN, P, S) называется *контекстно-зависимой (КЗ)*, если каждое правило из P имеет вид $\alpha \to \beta$, где $\alpha = \xi_1 A \xi_2$; $\beta = \xi_1 \gamma \xi_2$; $A \in VN$; $\gamma \in (VT \cup VN)^+$; $\xi_1, \xi_2 \in (VT \cup VN)^*$.

Грамматику типа 1 можно определить как неукорачивающую либо как контекстно-зависимую.

Выбор определения не влияет на множество языков, порождаемых грамматиками этого класса, поскольку доказано, что множество языков, порождаемых неукорачивающими грамматиками, совпадает с множеством языков, порождаемых КЗ-грамматиками.

тип 2. контекстно-свободные грамматики — левая часть состоит из одного нетерминала. Грамматика G = (VT, VN, P, S) называется *контекстно-свободной (КС)*, если каждое правило из P имеет вид $A \to \beta$, где $A \in VN$, $\beta \in (VT \cup VN)^*$.

Грамматика G = (VT, VN, P, S) называется *укорачивающей контекстно-свободной (УКС)*, если каждое правило из P имеет вид $A \to \beta$, где $A \in VN$, $\beta \in (VT \cup VN)^*$.

Грамматику типа 2 можно определить как контекстно-свободную либо как укорачивающую контекстно-свободную. Возможность выбора обусловлена тем, что для каждой УКС-грамматики существует почти эквивалентная КС-грамматика.

тип 3. регулярные грамматики — более простые, эквивалентны конечным автоматам.

Грамматика G = (VT, VN, P, S) называется *праволинейной*, если каждое правило из P имеет вид $A \to tB$ либо $A \to t$, где $A \in VN$, $B \in VN$, $t \in VT$.

Грамматика G = (VT, VN, P, S) называется *леволинейной*, если каждое правило из P имеет вид $A \to Bt$ либо $A \to t$, где $A \in VN$, $B \in VN$, $t \in VT$.

*Грамматику типа 3(регул-ую,Р-грамматику)*можно опр-ть как праволин-ую либо как леволин-ую.

Выбор определения не влияет на множество языков, порождаемых грамматиками этого класса, поскольку доказано, что множество языков, порождаемых праволинейными грамматиками, совпадает с множеством языков, порождаемых леволинейными грамматиками.

- **праволинейной**, если каждое правило из **P** имеет вид: **A→xB** или **A→x**, где **A**, **B** - нетерминалы, **x** - цепочка, состоящая из терминалов;

G2 = ({S,}, {0,1}, P, S), где P:

1) $S \to 0S$; 2) $S \to 1S$; 3) $S \to \varepsilon$, определяет язык {0, 1}*.

контекстно-свободной (КС) или **бесконтекстной**, если каждое правило из **P** имеет вид: **A→α**, где **A∈** N, а **α∈** (N∪T)*, то есть является цепочкой, состоящей из множества терминалов и нетерминалов, возможно пустой; Данная грамматика порождает простейшие арифметические выражения.

G3 = ({E, T, F}, {a, +, *, (,)}, P, E) где P:

1) $E \to T$; 2) $E \to E + T$; 3) $T \to F$; 4) $T \to T * F$; 5) $F \to (E)$; 6) $F \to a$.

- **контекстно-зависимой** или **неукорачивающей**, если каждое правило из **P** имеет вид: **$\alpha \to \beta$**, где **$|\alpha| \le |\beta|$.** То есть, вновь порождаемые цепочки не могут быть короче, чем исходные, а, значит, и пустыми (другие ограничения отсутствуют);

G4 = ({B, C, S}, {a, b, c}, P, S) где P:

1) $S \to aSBC$; 2) $S \to abc$; 3) $CB \to BC$; 4) $bB \to bb$; 5) $bC \to bc$; 6)$cC \to cc$, порождает язык $\{ a^n b^n c^n \}, n \ge 1$.

- **грамматикой свободного вида**, если в ней отсутствуют выше упомянутые ограничения.

Примечание1.Согласно определению каждая правол-ая грамматика есть контекстно-свободной.

Примечание 2. По определению КЗ-грамматика не допускает правил: $A \to \varepsilon$ где **ε** - пустая цепочка. Т.е. КС-грамматика с пустыми цепочками в правой части правил не является контекстно-зависимой. Наличие пустых цепочек ведет к грамматике без ограничений. Соглашение. Если язык L порождается грамматикой типа G, то L называется языком типа G. Пример: L(G3) - КС язык типа G3. Наиболее широкое применение при разработке трансляторов нашли КС-грамматики и порождаемые ими КС языки.

37. Нисхідний розбір (код см. №16/35)

Идея: правила определения грамм. в формулах Бекуса необх. превратить в матрицы/функции предш.

При доказательстве корректности конструкций текстов правилам подстановки необходимо выполнять анализ входного текста любыми из альтернативних частей правой части правила.

Управление передаётся отдельным программам ресурса доведення, кот. могут обращаться к другим ресурсам довед, ил к рес. довед, которые вызываются рекурсивно.

Отсюда возникает проблема зацикливания при обработке леворекурсивных правил.

1. Метод рекурсивного спуска (имеет модификации, испол. в большинстве систем автоматиз. построения компилятора)
2. Метод синтаксических графов
3. LL-парсер
4. Парсер старьёвщика

Рекурсивный спуск: Для объяснения 1 используют понятие ресурса доведення. Нисходящий разбор начинается с конечного нетерминала грамматики, кот. должен быть получен в результате анализа последовательности лексем.

Для каждого нетерминала исп. 1 или несколько правил. Несколько правил подстановки м.б. объединены в одно с помощью "|". Для опред. соответствия последовательности лексем, обращаемся к ресурсам доведення правой части правила.

Если исп. один ресур доведення, то он начинает обрабатывать эл. слева направо.

Если рекурс. обращение выполняется в начале или слева правой части правила, то это приводит к возможности возникновения зацикливания. Для того, чтоб представить правила подстановки для метода рекурсивного спуска, их превращают в правила с правостор. рекурсией.

Чтоб реализовать алгоритм рек.спуска, необходимо иметь входную послед. лексем и набор управляющих правил в виде направленного графа. Такой подход позволяет строить дерево разбора, в котором из распознанных нетерм. узлов, формируются указатели на поддеревья и/или терм.узлы.

Некоторые конструкции (case/if) в графах пидлеглости, следует дополнить спец. связями – указатели на результаты общего выражения условия и обратные связи для выхода из цикла.

Условия применения:

Пусть в данной формальной грамматике N — это конечное множество нетерминальных символов; Σ — конечное множество терминальных символов, тогда метод рекурсивного спуска применим только, если каждое правило этой грамматики имеет следующий вид:

- или $A \to \alpha$, где $\alpha \subset (\Sigma \cup N)*$, и это единственное правило вывода для этого нетерминала
- или $A \to a_1\alpha_1|a_2\alpha_2|...|a_n\alpha_n$ для всех $i = 1,2...n; a_i \neq a_j, i \neq j; \alpha \subset (\Sigma \cup N)*$

35. Методи висхідного розбору при синтаксичному аналізі (если вопрос звучит иначе)

Методы восходящего анализа:

1. Простое предшествование

Построение отношения предшествования начинается с перечисления все пар соседних символов правых частой правил, которые и определяют все варианты отношений смежности для границ возможных выстраиваемых на них деревьях. (Сразу отметим, что правила с одним символом в правой части являются для этой цели непродуктивными). Далее, в каждой паре возможны следующие комбинации терминальных/нетерминальных символов и продуцируемые из них элементы отношений:

1. Все пары соседних символов находятся в отношении «равенства» **=** или одинаковой глубины. При этом для метода «свертка-перенос» нетерминальный символ не может являться символом входной строки, поэтому пары с нетерминалом справа в построении отношения предшествования для такого метода не участвуют.
2. Для пары нетерминал-терминал правая граница поддерева, выстраиваемая на основе нетерминала (множество **LAST***) находится «глубже» правого терминала, т.е.
3. Аналогичное обратное отношение выстраивается для пары терминал-нетерминал: левая нижняя граница поддерева, выстраиваемого на нетерминале «глубже» левого терминала
4. Наиболее сложное, но и самое «продуктивное» соотношение – два рядом стоящих нетерминала, которые производят сразу два отношения: правая граница левого поддерева «глубже» левой нижней границы правого смежного поддерева, но при этом корневая вершина левого поддерева «выше» той же самой левой нижней границы правого смежного поддерева.

2. Свертка-перенос

Основные принципы восходящего разбора с использованием магазинного автомата (МА), именуемого также методом **«свертка-перенос»**:

- Первоначально в стек помещается первый символ входной строки, а второй становится текущим;
- МА выполняет два основных действия: **перенос** (сдвиг - **shift**) очередного символа из входной строки в стек (с переходом к следующему);
- Поиск правила, правая часть которого хранится в стеке и замена ее на левую – **свертка (reduce);**
- Решение, какое из действий – перенос или свертка выполняется на данном шаге, принимается на основе анализа пары символов – символа в вершине стека и очередного символа входной строки. Свертка соответствует наличию в стеке **основы**, при ее отсутствии выполняется перенос. Управляющими данными МА является таблица, содержащая для каждой пары символов грамматики указание на выполняемое действие (свертка, перенос или недопустимое сочетание -ошибка) и сами правила грамматики.
- Положительным результатом работы МА будет наличие начального нетерминала грамматики в стеке при пустой входной строке.

Как следует из описания, алгоритм не строит синтаксическое дерево, а производит его обход «снизу-вверх» и «слева-направо».

полями, замінивши вказівники на структури сполучення вказівників, які для попередника мають вигляд:

```
struct lxNode//вузол дерева, об'єкта або термінал
union prvTp    //адреса або вказівник на попередника
{char            *namNd;// зв'язок з текстом імені
 struct lxNode*grpNd;// зв'язок в графі
 void           *funNd();// зв'язок з виконавчим кодом
};
```

а для наступника, який може посилатись і на виконавчу процедуру:

```
union pstTp    //адреса або вказівник на наступника
{void            *datNd;// зв'язок з даними
 struct lxNode*grpNd;// зв'язок в графі
 void           *funNd();// зв'язок з виконавчим кодом
};
```

Тоді узагальнена структура термінального та нетермінального вузлів графа прийме вигляд

```
struct lxNode//вузол дерева, САГ, УСГ або термінал
{int ndOp;      //код типу лексеми
 union prvTp prvNd;// зв'язок з попередником
 union pstTp pstNd;// зв'язок з наступником
 int dataType; // код типу даних, які повертаються
 unsigned resLength;  //довжина результату
 unsigned auxNmb;//довжина стека обробки семантики
                 //або номер модуля визначення
 int x, y, f;//координати розміщення у вхідному файлі
 struct lxNode* prnNd;//зв'язок з батьківським вузлом
};
```

Структура для управління доступом до виконавчих кодів в інтерпретаторі

Операція	Ім'я підпрограми	Адреса розміщення	Тип результату

39. Формування графів синтаксичного розбору при використанні синтаксичного аналізу

На этапе синтаксического анализа нужно установить, имеет ли цепочка лексем структуру, заданную синтаксисом языка, и зафиксировать эту структуру. Следовательно, снова надо решать задачу разбора: дана цепочка лексем, и надо определить, выводима ли она в грамматике, определяющей синтаксис языка.

Методы синтаксического разбора – восходящие, нисходящие.

Восходящие начинаются с анализа правил, которые находят ближайшее к терминальному обозначение, и оканчиваются анализом конечного правила грамм.

Нисходящие начинают анализ с конечного обозначения грамматики.

Метод синт. графов – нисходящий метод разбора. Для представления грамматики используется списочная структура, называемая синтаксическим графом. Можно использовать спец. узлы с информацией об использовании синт. разбора.

Эти узлы имеют 4 элемента:

- Индентификатор/имя узла
- Распознаватель терминала/нетерминала
- Ссылка на смежные узлы для продолжения разбора при успешном распознавании.
- Ссылка на альтернативную ветку в случае неудачи при распознавании.

Узел в программе определяется структурой.

```
struct lxNode//вузол дерева, САГ або УСГ
{int x, y, f;//координати розміщення у вхідному файлі
 int ndOp;       //код типу лексеми
 int dataType;  // код типу даних, які повертаються
 unsigned resLength;  //довжина результату
 struct lxNode* prnNd;//зв'язок з батьківським вузлом
 struct lxNode* prvNd, pstNd;// зв'язок з підлеглими
 unsigned stkLength;//довжина стека обробки семантики
};
```

В процессе разбора формируется дерево разбора, которое, в отличие от дерева пидлеглости, может иметь больше двоичных ответвлений.

Чтобы превратить дерево разбора в дерево пидлеглости, можно использовать значения предшествований для отдельных терминалов и нетерминалов.

В случае унарных операций, связь с другим операндом не устанавливается.

Кроме того, каждый нетерминальный символ представлен узлом, состоящим из одной компоненты, которая указывает на первый символ в первой правой части, относящейся к этому символу.

Отсутствие альтернативных вариантов в графе помечает место обнаружения ошибки, компилятор занимается нейтрализацией ошибок, кот. включает в себя следующие действия:

44. Машинно-незалежна оптимізація (см. код №45)

Машинно-независимые оптимизации нельзя считать полностью оторванными от конкретной архитектуры. Многие из них разрабатывались с учётом общих представлений о свойствах некоторого класса машин (как правило - это машина с большим количеством регистров, фон-неймановской архитектуры, с относительно большой по размерам и медленной памятью). В современных компиляторах они, как правило, нацелены на достижение предельных скоростных характеристик программы, в то время как для встраиваемых систем к критическим параметрам также относится и размер получаемого кода.

Практически каждый компилятор производит определённый набор машинно-независимых оптимизаций.

1.*Исключение общих подвыражений*: если внутреннее представление генерируется последовательно для каждого подвыражения, оно обычно содержит большое количество избыточных вычислений. Вычисление избыточно в данной точке программы, если оно уже было выполнено ранее. Такие избыточности могут быть исключены путём сохранения вычисленного значения на регистре и последующего использования этого значения вместо повторного вычисления.

2.*Удаление мёртвого кода*: любое вычисление, производящее результат, который в дальнейшем более не будет использован, может быть удалено без последствий для семантики программы. Щоб усунути повторні обчислення в програмі необхідно проаналізувати граф програми на наявність однакових під графів, для яких використовуються однакові значення змінних підграфа. Однакові підграфи можна замінити посиланнями на перше використання підграфа. Для цього треба вміти організовувати пошук чергового підграфа серед підграфів програми. Для того щоб реалізувати такий пошук відносно швидким доцільно побудувати індекс над вершинами підграфа за визначеним відношенням підграфа. Однак аналіз областей існування значень змінних потребує додаткових інформаційних структур, які використовувались в тому чи іншому іншому піддереві.

3.*Вынесение инвариантов циклов*: вычисления в цикле, результаты которых не зависят от других вычислений цикла, могут быть вынесены за пределы цикла как инварианты с целью увеличения скорости.

4.*Вычисление константных подвыражений*: вычисления, которые гарантированно дают константу могут быть произведены уже в процессе компиляции.

42. Організація інтерпретації вхідної мови

При реалізації інтерпретації константних виразів доцільно створити для кожної операції з істотно різними парами даних окремі процедури, які будуть повертати результат строго визначеного типу, а перед використанням цих процедур треба вирівняти тип аргументів до більш загального (розробити процедуру для більш загальних форматів даних – з фіксованою і плаваючою точкою). Потім можна формувати результат. В кінці треба перетворити результат із загального типу в необхідний.

Для інтерпретації можна обмежитись таблицею відповідності розміщення даних в пам'яті інтерпретатора, структура якої наведена в табл 1, та таблицею виконавчих підпрограм для кожної з операцій, структура якої наведена в табл.2.

Структура для управління доступом до даних в інтерпретаторі

Ім'я даного	Адреса розміщення	Довжина	Тип	Блок визначення

Структура для управління доступом до виконавчих кодів в інтерпретаторі

Операція	Ім'я підпрограми	Адреса розміщення	Тип результату

Для роботи інтерпретатора необхідно додатково виділити пам'ять для зберігання даних, завантажити необх. константи. Будь-яка реалізація мови програмування має програми підготовки середовища інтерпретації і звертання до головної програми. При коректному завершенні роботи програми необх. відновити стек ОС до інтерпретації програми.

Формат структури елемента таблиці для семантичного аналізу, інтерпретації та генерації кодів через макроси виведення функцій форматного виведення:

```
typedef union gnDat _fop(union gnDat*,union gnDat*);
struct recrdSMA // структура рядка таблиці операцій
{enum tokType oprtn;// код операції
unsigned oprd1,ln1;//код типу та довжина першого аргументу
unsigned oprd2,ln2;//код типу та довжина другого аргументу
unsigned res,lnRes;//код типу та довжина результату
_fop    *pintf; // покажчик на функцію інтерпретації
char*assCd;     // покажчик на текст макроса
};
```

смещением. Таким образом, адреса 0400h:0001h и 0000h:4001h ссылаются на один и тот же физический адрес, так как 400h×16+1 = 0×16+4001h.

Такой способ вычисления физического адреса позволяет адресовать 1 Мб + 64 Кб – 16 байт памяти (диапазон адресов 0000h…10FFEFh). Однако в процессорах 8086/8088 всего 20 адресных линий, поэтому реально доступен только 1 мегабайт (диапазон адресов 0000h…FFFFFh).

В реальном режиме процессоры работали только в DOS. Адресовать в реальном режиме дополнительную память за пределами 1 Мб нельзя. Совместимость 16-битных программ, введя ещё один специальный режим — режим виртуальных адресов V86. При этом программы получают возможность использовать прежний способ вычисления линейного адреса, в то время как процессор находится в защищённом режиме.

Защищённый режим Разработан Digital Equipment (DEC), Intel. Данный режим позволил создать многозадачные операционные системы — Microsoft Windows, UNIX и другие.

Основная мысль сводится к формированию таблиц описания памяти, которые определяют состояние её отдельных сегментов/страниц и т. п. При нехватке памяти операционная система может выгрузить часть данных из оперативной памяти на диск, а в таблицу описаний внести указание на отсутствие этих данных в памяти. При попытке обращения к отсутствующим данным процессор сформирует исключение (разновидность прерывания) и отдаст управление операционной системе, которая вернёт данные в память, а затем вернёт управление программе. Таким образом для программ процесс подкачки данных с дисков происходит незаметно.

С появлением 32-разрядных процессоров 80386 фирмы Intel процессоры могут работать в трех режимах: реальном, защищённом и виртуального процессора 8086. В защищённом режиме используются полные возможности 32-разрядного процессора — обеспечивается непосредственный доступ к 4 Гбайт физического адресного пространства и многозадачный режим с параллельным выполнением нескольких программ (процессов).

46. Типові складові ОС

ОС – базовый комплекс компьютерных программ, обеспечивающий интерфейс с пользователем, управление аппаратными средствами компьютера, работу с файлами, ввод и вывод данных, а также выполнение прикладных программ и утилит.

В составе ОС различают три группы компонентов:

- ядро, содержащее планировщик; драйверы устройств, непосредственно управляющие оборудованием; сетевую подсистему, файловую систему;
- базовая системы ввода-вывода,
- системные библиотеки
- оболочка с утилитами.

Ядро — центральная часть (ОС), выполняющеяся при максимальном уровне привилегий, обеспечивающая приложениям координированный доступ к ресурсам компьютера, таким как процессорное время, память и внешнее аппаратное обеспечение. Также обычно ядро предоставляет сервисы файловой системы и сетевых протоколов, процедуры, выполняющие манипуляции с основными ресурсами системы и уровнями привилегий процессов, а также критичные процедуры.

Базовая система ввода-вывода (**BIOS**) — набор программных средств, обеспечивающих взаимодействие ОС и приложений с аппаратными средствами. Обычно BIOS представляет набор компонент — драйверов. Также в BIOS входит уровень аппаратных абстракций, минимальный набор аппартно-зависимых процедур ввода-вывода, необходимый для запуска и функционирования ОС. Драйвер – с операционными системами поставляются драйверы для ключевых компонентов аппаратного обеспечения, без которых система не сможет работать.

Командный интерпретатор — необязательная, но существующая в подавляющем большинстве ОС часть, обеспечивающая управление системой посредством ввода текстовых команд (с клавиатуры, через порт или сеть). Операционные системы, не предназначенные для интерактивной работы часто его не имеют. Также его могут не иметь некоторые ОС для рабочих станций

Файловая система — регламент, определяющий способ организации, хранения и именования данных на носителях информации. Она определяет формат физического хранения информации, которую принято группировать в виде файлов. Конкретная файловая система определяет размер имени файла (папки), максимальный возможный размер файла и раздела, набор атрибутов файла.

Библиотеки системных функций позволяющие многократное применение различными программными приложениями

Интерфейс пользователя – совокупность средств, при помощи которых пользователь общается с различными устройствами.

- Интерфейс командной строки: инструкции компьютеру даются путём ввода с клавиатуры текстовых строк (команд).
- Графический интерфейс пользователя: программные функции представляются графическими элементами экрана.

```
        JZ L                        ; нова ітерація опросу готовності пристрою

        IN AL, DestPort     ; введення даних
        PUSH AX
        MOV AL, DeviceOff ; загружаємо код вимкнення пристрою
        OUT ComPort, AL  ; пересилання у порт управління коду вимкнення
        POP AX
        RET
    Kanal ENDP
```

Побудова драйверів введення-виведення в захищеному режимі

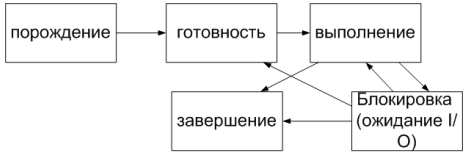
Вимоги до драйверів такі ж як і в реальному режимі (питання 42), однак є декілька уточнень і поправок. А саме :

- Команди підготовки пристрою видаються тільки програмами, запущеними на 0 кільці захисту

51. Стан виконання задачі

При використанні синхронізації примітивів програми обробки переривань звертаються до функції зміни стану примітиву, щоб далі звернутися до супервізора і змінити стан виконуваної задачі. В більшості ОС розрізняють 4 стани програми:

- активна
- готова – має всі ресурси для виконання, але чекає звільнення процесора
- очікує дані
- призупинена – тимчасово-вилучена з процесу виконання



Задача супервізора полягає у виборі найбільш пріоритетного з числа готових і переведення його в стан готового. Переходи на задачі супервізора можна виконати командами JMP або CALL.

49. Способи організації переключення задач

При використанні синхронізації примітивів програми обробки переривань звертаються до функції зміни стану примітиву, щоб далі звернутися до супервізора і змінити стан виконуваної задачі. В більшості ОС розрізняють 4 стани програми:

- активна
- готова – має всі ресурси для виконання, але чекає звільнення процесора
- очікує дані
- призупинена – тимчасово-вилучена з процесу виконання

Задача супервізора полягає у виборі найбільш пріоритетного з числа готових і переведення його в стан готового. Переходи на задачі супервізора можна виконати командами JMP або CALL.

Для перехода в защищенный режим можно воспользоваться средствами того же BIOS и протокола DPHI, предварительно подготовив таблицы и базовую конфигурацию задач защищенного режима. Для организации переключения задач применен метод логических машин управления. Основу его аппаратно-программной реализации в процессорах ix86 составляем команды IMBCALL и IRET, бит NT регистра флагов, а также прерывания.

Для перехода от задачи к задаче при управлении мультизадачностью используются команды межсегментной передачи управления – переходы и вызовы. Задача также может активизироваться прерыванием. При реализации одной из этих форм управления назначение определяется элементом в одной из дескрипторных таблиц.

Тип дескриптора может быть таким, который инициирует выполнение новой задачи после сохранение состояния текущей. Имеется 2 кода типов, определяющих дескрипторы сегментов состояния задачи (TSS) и шлюза задачи. Когда управление передается любому из дескрипторов этих типов, происходит переключение задачи.

Дескрипторы шлюзов хранят только заполненные байты прав доступа и селектор соответствующего обьекта в глобальной таблице дескрипторов, помещенный на место 2-х младших байтов базового адреса. При каждом переключении задачи процессор может перейти с другой локальной дескрипторной таблицы, что позволяет назначить каждой задаче свое отображение логических адресов на физические.

Переключение задачи состоит из действий выполняемых одной из команд JMPPAR, CALLTAR или RET при NT=1:

1. проверка, разрешено ли уходящей задачи переключиться на новую
2. проверка файла, что дескриптор TSS приходящей задачи отмечен как присутствующий и имеет правильный предел (не меньше 67H)
3. сокращение состояния уходящей задачи
4. загрузка в регистр TR селектора TSS входящей задачи
5. загрузка состояния входящей задачи из ее сегмента TSS и продолжения выполнения.

При переключении задачи всегда сохраняется состояние уходящей задачи.

55. Організація захисту пам'яті в ОС

Защита памяти делится на защиту при управлении памятью и защиту по привилегиям.

1. Средства **защиты при управлении памятью** осуществляют проверку превышения эффективным адресом длины сегмента, прав доступа к сегменту на запись или только на чтение, функционального назначения сегмента.

Основна проблема роботи з пам'яттю як правило була обмеженість обсягів ОП. Для того щоб одержати можливість виконувати задачі здатні обробляти великі обсяги даних стали використовувати так звану віртуальну пам'ять, адресний простір якої відповідав потребам задачі, а фізична реалізація використовувала наявний обсяг вільної ОП та зберігав дані для яких не вистачало ОП на дискових носіях.

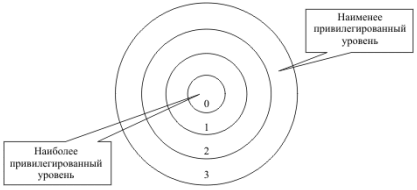
Для ефективної організації ОП використовували сегментний та сторінковий підходи. При сегментному підході виділявся спец. сегмент обміну даних, який розміщувався на диску і встановлювалась відповідність блоків сегментів обміну сегментам віртуальної пам'яті. Сегментна організація була характерна для Windows 3.x.

В подальших версіях Windows і більшості інших ОС використовується так звана сторінкова організація віртуальної пам'яті, для якої будується таблиця сторінок пам'яті для кожної із задач. Сторінки мають 4Кб і адресуються 12 бітами, номери сторінок використовують 20 додаткових бітів. В таблиці сторінок для кожної сторінки фіксується фізична адреса.

2**. Защита по привилегиям** фиксирует более тонкие ошибки, связанные, в основном, с разграничением прав доступа к той или иной информации.

Различным объектам, которые должны быть распознаны процессором, присваивается идентификатор, называемый уровнем привилегий. Процессор постоянно контролирует, имеет ли текущая программа достаточные привилегии, чтобы

- выполнять некоторые команды,
- выполнять команды ввода-вывода на том или ином внешнем устройстве,
- обращаться к данным других программ,
- вызывать другие программы.



На аппаратном уровне в процессоре различаются 4 уровня привилегий. Наиболее привилегированными являются программы на уровне 0.

уровень 0 - ядро ОС, обеспечивающее инициализацию работы, управление доступом к памяти, защиту и ряд других жизненно важных функций, нарушение которых полностью выводит из строя процессор;

уровень 1 - основная часть программ ОС (утилиты);

уровень 2 - служебные программы ОС (драйверы, СУБД, специализированные подсистемы программирования и др.);

уровень 3 - прикладные программы пользователя.

ОС UNIX работает с двумя кольцами защиты: супервизор (уровень 0) и пользователь (уровни 1,2,3).

OS/2 поддерживает три уровня: код ОС работает в кольце 0, специальные процедуры для обращения к устройствам ввода-вывода действуют в кольце 1, а прикладные программы выполняются в кольце 3.

53. Стан задачі в реальному режимі

Команда INT в реальном у режимі виконується як звертання до підпрограми обробника переривань, адреса якої записана в 1 КБ пам'яті як чотири адреси входи в програму переривань, ця адреса складається з сегментів адреси та зміну в середині сегмента. В стеці переривань задачі запам'ятовують адресу повернення, а перед цим в стеку запам'ятовується вміст регістру прапорців.

Для виходу використовується команда RET, яка відновлює адресу команди переривання задачі та стан регістру прапорців.

Для уникнення постійних зчитувань регістру стану для перевірки готовності пристрою на головних платах встановлюються Блоки Програмних Переривань, на входи яких подаються сигнали готовності пристроїв. БПП програмуються при завантаженні ОС і BIOS через порти 20/21 H, 0A0/0A1 H : встановлюються пріорітетні пристрої – вони маркуються «1» у регістрі масок. Коли БПП готовий і працює, він передає сигнали до процесора, який обробляє їх тільки якщо був активний прапорець IF (= 1). Це досягається командою STI. Але перехід на обробку в реальному режимі виконується через таблицю адрес обробників, яка знаходиться в першому кілобайті пам'яті і команда записується в ній у вигляді 4 байт адреси входу в програму-переривання (сегмент адреси + зміщення). Схема обробки переривання наступна:

- Закінчується команда, що виконувалась в процесорі
- Процесор підтверджує переривання
- Блок програмного переривання формує сигнал блоку пріоритетних переривань, тобто видає номер вектора переривань
- INT

Для того, чтобы вернуть процессор 80286 из защищённого режима в реальный, необходимо выполнить аппаратный сброс (отключение) процессора.

```
PROC _real_mode NEAR

; Сброс процессора

cli
mov [real_sp], sp
mov al, SHUT_DOWN
out STATUS_PORT, al
rmode_wait:
hlt
jmp rmode_wait
LABEL shutdown_return FAR

; Вернулись в реальный режим

mov ax, DGROUP
mov ds, ax
assume ds:DGROUP
mov ss,[real_ss]
mov sp,[real_sp]

; Размаскируем все прерывания

in al, INT_MASK_PORT
and al, 0
out INT_MASK_PORT, al
call disable_a20
mov ax, DGROUP
mov ds, ax
mov ss, ax
mov es, ax
mov ax,000dh
out CMOS_PORT,al
sti
ret
ENDP _real_mode
```

59. Роль переривань в побудові драйверів

Заголовок драйвера
Область данных драйвера
Программа СТРАТЕГИЙ
Вход в программу ПРЕРЫВАНИЙ
Обработчик команд
Программа обработки прерываний
Процедура инициализации

В программе прерываний выполняется вся фактическая работа драйвера, поэтому она является наиболее сложной его частью. При вызове этой программы исследуется командный байт (третий байт) ранее сохраненного заголовка запроса и в зависимости от его значения выполняются те или иные действия. Программа прерываний обычно использует командный байт в качестве индекса для некоторой управляющей таблицы, вызывая, таким образом, нужную процедуру для каждой команды. Заголовок запроса содержит всю необходимую информацию для корректной обработки каждой команды и сообщает вызывающей о состоянии запроса после завершения соответствующей процедуры. Слово, хранящее состояние после возврата, разбито на несколько полей. Оно содержит бит ошибки, указывающий на то, что в оставшейся части содержится специфический код ошибки, бит выполнения, сигнализирующий о том, что требуемая операция была завершена, и бит занятости,призванный в первую очередь сигнализировать о текущем состоянии устройства. Обязательно должны присутствовать три раздела драйвера – **заголовок, программа стратегии и программа.**

Процедура обслуживания прерывания (interrupt service routine — ISR) обычно выполняется в ответ на получение прерывания от аппаратного устройства и может вытеснять любой код с более низким приоритетом. Процедура обслуживания прерывания должна использовать минимальное количество операций, чтобы центральный процессор имел свободные ресурсы для обслуживания других прерываний.

Программа прерыв. это не тоже самое, что программа обработки прерываний, которая может присутствовать в качестве необязательной части работающего по прерываниям драйвера. На самом деле, программа прерыв. - это точка входа в драйвер для обработки получаемых команд.

```
   DRIVER SEGMENT PARA
   ASSUME
CS:DRIVER,DS:NOTHING,ES:NOTHING
   ORG 0
   START EQU $ ; Начало драйвера
   ;******* ЗАГОЛОВОК ДРАЙВЕРА
   dw   -1,-1   ;   Указатель   на
следующий драйвер
   dw ATTRIBUTE ; Слово атрибутов
   dw offset STRATEGY ; Тчк входа в
прог.STRATEGY
   dw offset INTERRUPT ;Тчк входа в
прог.INTERRUPT
   db   8   dup   (?)   ;   Кол-во
устройств/поле имени
   ;*******    РЕЗИДЕНТНАЯ    ЧАСТЬ
ДРАЙВЕРА
   req_ptr  dd  ?  ; Указатель  на
заголовок запроса
   ;******* ПРОГРАММА СТРАТЕГИИ
   ; Сохр. адрес заг. запр. для
прог.СТРАТЕГИЙ
   ; в REQ_PTR.
   ;   На   входе   адрес   заг.запр.
находится в рег. ES:BX.
   STRATEGY PROC FAR
   mov cs:word ptr [req_ptr],bx
   mov cs:word ptr [req_ptr + 2],bx
   ret
   STRATEGY ENDP
   ;******* ПРОГРАММА ПРЕРЫВАНИЙ
   ;       Обработать       команду,
находящуюся в заг. запр. Адрес заг.
запр. содержится в REQ_PTR в форме
   ; СМЕЩЕНИЕ:СЕГМЕНТ.
   INTERRUPT PROC FAR
   pusha ; Сохранить все регистры
   lds  bx,cs:[req_ptr]  ;  Получить
адрес заг. запр.
   …
   INTERRUPT ENDP
   …
   DRIVER ENDS
   END
```

57. Ієрархія організації програм В/В

Были разработаны различные системные инструментальные программы. К ним относятся библиотеки функций, редакторы связей, загрузчики, отладчики и драйверы ввода-вывода, существующие в виде программного обеспечения, общедоступного для всех пользователей.

Для решения проблем многозадачности потребовалось разработать аппаратное обеспечение, поддерживающее прерывания ввода-вывода, и прямой доступ к памяти. Используя эти возможности, процессор генерирует команду ввода-вывода для одного задания и переходит к другому на то время, пока контроллер устройства выполняет ввод-вывод. После завершения операции ввода-вывода процессор получает прерывание, и управление передается программе обработки прерываний из состава операционной системы. Затем операционная система передает управление другому заданию.

Рассмотрим структуру програм ввода-вывода одного физического элемента, обрабатываемого внешним устройством. Общая схема процедуры обмена включает такую последовательность действий:

1. Выдача подготовительной команды, включающих исполнительные механизмы или электронные устройства.
2. Проверка готовности устройства к обмену.
3. Собственно обмен: ввод или вывод данных взависимости от типа устройства и нужной функции.
4. Сохранение введенных данных и подготовка информации о завершении ввода-вывода.
5. Выдача заключительной команды, освобождающей устройство для возможного использования в других задачах.
6. Выход из драйвера.

Эту последовательность действий для драйвера ввода устройства, можно записать для однобайтного канала обмена таким образом:

```
Drin PROC
MOV AL,cmOn ; загрузка управляющего кода включения устройства.
OUT cmPtr,AL ; Пересылка кода включения в порт управления
l:IN AL,stPrt ; ввод содержимого порта состояний
TEST AL,avMask ; контроль по маске байтов аварийного состояния
JNZ lErr ; на обработку аварийного состояния устройства
TEST AL,rdyIn ; контроль готовности данных для ввода
JZ l ; на начало цикла ожидания готовности
IN AL, dtPrt ; ввод данных
PUSH AX ;
MOV AL,cmOff ; загрузка управляющего кода включения устройства
OUT cmPrt,AL ; пересылка кода включения в порт управления
POP AX ;
RET
DrIn ENDP
```

63. Программно-аппаратные взаимодействия при обработке прерываний в машинах IBM PC.

В реальном режиме имеются программные и аппаратные прерывания. Прогр.Прер. инициируются командой INT, Апп.Прер. - внешними событиями, по отношению к выполняемой программе. Кроме того, некоторые прерывания зарезервированы для использования самим процессором - прерывания по ошибке деления, прерывания для пошаговой работы.

Для обработки прерываний в реальном режиме процессор использует **Таблицу Векторов Прерываний.** Эта таблица располагается в самом начале оперативной памяти, т.е. её физический адрес - 00000. Состоит из 256 элементов по 4 байта, т.е. её размер составляет 1 килобайт. Элементы таблицы - дальние указатели на процедуры обработки прерываний. Указатели состоят из 16-битового сегментного адреса процедуры обработки прерывания и 16-битового смещения. Причём смещение хранится по младшему адресу, а сегментный адрес - по старшему.

Когда происходит ПП или АП, содержимое регистров CS, IP а также регистра флагов FLAGS записывается в стек программы (который, в свою очередь, адресуется регистровой парой SS:SP). Далее из таблицы векторов прерываний выбираются новые значения для CS и IP, при этом управление передаётся на процедуру обработки прерывания.

Перед входом в процедуру обработки прерывания принудительно сбрасываются флажки трассировки TF и разрешения прерываний IF. Поэтому если процедура прерывания сама должна быть прерываемой, то необходимо разрешить прерывания командой STI. В противном случае, до завершения процедуры обработки прерывания все прерывания будут запрещены.

Завершив обработку прерывания, процедура должна выдать команду IRET, по которой из стека будут извлечены значения для CS, IP, FLAGS и загружены в соответствующие регистры. Далее выполнение прерванной программы будет продолжено.

Что же касается аппаратных маскируемых прерываний, то в компьютере IBM AT и совместимых с ним существует всего шестнадцать таких прерываний, обозначаемых IRQ0-IRQ15. В реальном режиме для обработки прерываний IRQ0-IRQ7 используются вектора прерываний от 08h до 0Fh, а для IRQ8-IRQ15 - от 70h до 77h.

В **защищённом режиме** все прерывания разделяются на два типа - обычные прерывания и исключения (exception - исключение, особый случай). Обычное прерывание инициируется командой INT (программное прерывание) или внешним событием (аппаратное прерывание). Перед передачей управления процедуре обработки обычного прерывания флаг разрешения прерываний IF сбрасывается и прерывания запрещаются.

Исключение происходит в результате ошибки, возникающей при выполнении какой-либо команды. По своим функциям исключения соответствуют зарезервированным для процессора внутренним прерываниям реального режима. Когда процедура обработки исключения получает управление, флаг IF не изменяется.

61. Способи організації трансляторів з мов програмування.

Транслятор — программа, которая принимает на вход программу на одном языке (он в этом случае называется *исходный язык*, а программа — *исходный код*), и преобразует её в программу, написанную на другом языке (соответственно, *целевой язык* и *объектный код*). В качестве целевого языка наиболее часто выступают машинный код, Ассемблер и байт-код, так как они наиболее удобны (с точки зрения производительности) для последующего исполнения.

Трансляторы подразделяют:

- *Многопроходной*. Формирует объектный модуль за несколько просмотров исходной программы.
- *Однопроходной*. Формирует объектный модуль за один последовательный просмотр исходной программы.
- *Обратный*. То же, что детранслятор,
- *Оптимизирующий*. Выполняет оптимизацию кода в создаваемом объектном модуле.
- *Синтаксически-ориентированный (синтаксически-управляемый)*. Получает на вход описание синтаксиса и семантики языка и текст на описанном языке, который и транслируется в соответствии с заданным описанием.

Компилятор – транслятор, который преобразует программы в машинный язык, принимаемый и исполняемый непосредственно процессором.

Процесс компиляции как правило состоит из нескольких этапов (ЛА, СА, Сем.О., оптимиз., ген.кодов).

+: программа компилируется один раз и при каждом выполнении не требуется доп. преобразований.

-: отдельный этап компиляции замедляет написание и отладку

Интерпретатор программно моделирует машину, цикл выборки-исполнения которой работает с командами на языках высокого уровня, а не с машинными командами

- **Чистая интерпретация – создание вирт.машины, реализующей язык**

+: отсутствие промежут. действий для трансл. упрощает реализацию интерпр. и делает его удобнее

- ин-тор должен быть на машине, где должна исполняться программа.

- **Смешанная реализация –** интерпретатор перед исполнением программы транслирует её на промежуточный язык (например, в байт-код или р-код), более удобный для интерпретации (то есть речь идёт об интерпретаторе со встроенным транслятором).