1. Класифікація сист. програм

Системное программное обеспечение (СПО) – совокупность программ для обеспечения работы компьютера и их сетей. СПО управляет ресурсами компьютерной системы и позволяет пользователям программировать в более выразительных языках, чем машинных язык компьютера. Состав СПО мало зависит от характера решаемых задач пользователя. СПО предназначено для:

- создания среды функционирования других программ;
- автоматизации разработки (создания) новых программ;
- обеспечения надежной и эффективной работы компьютера и их сетей;
- проведения диагностики и профилактики аппаратуры.

2 вида классификаций:

- управляющие (прозрачные) организуют корректное функционирование всех устройств системы;
- обрабатывающие выполняются как специальные прикладные приложения.
- базовое ПО – это минимальный набор программных средств, обеспечивающих работу компьютера. К нему относятся операционные системы и драйверы; интерфейсные оболочки для взаимодействия пользователя с ОС и программные среды; системы управления файлами;
- сервисное ПО расширяет возможности базового и организуют более удобную работу: утилиты (архивирование, диагностика, обслуживание дисков); антивирусы; среда программирования (редактор; транслятор; компоновщик (редактор связей); отладчик; библиотеки подпрограмм).

2. Системні. обробляючі прог.

Системные обрабатывающие программы (СОП) предназначены для автоматизации подготовки программ для компьютера и выполняются под управлением операционной системы. Это значит, что они могут пользоваться услугами управляющих программ и не могут самостоятельно выполнять системные функции. Например, СОП не может осуществлять собственный ввод-вывод. Эти операции реализуются с помощью запросов к управляющим программам. К СОП относят:

- трансляторы (компиляторы и интерпретаторы);
- компоновщики – объединяют оттранслированные программные модули с программными модулями библиотек и порождают выполняемые коды;
- текстовые редакторы и процессоры;
- оболочки, автоматизирующие работу по созданию программных проектов;
- отладчики.

3. Системні. управляючі прог.

Системные управляющие программы (СУП) реализуют набор функций управления, который включает в себя управление ресурсами ЭВМ, восстановление работы системы после проявления неисправностей, загрузку программ на выполнение, ввод-вывод данных на внешние устройства, управление доступом и защитой информации в системе. Основные функции СУП – управление вычислительными процессами и вычислительными комплексами; работа с внутренними данными ОС. К СУП относят:

- программы начальной загрузки;
- программы управления файловой системой;
- супервизоры управляют переключением задач. Переключение происходит по таймеру или с использованием аппаратных прерываний или по готовности внешних устройств;
- программы контроля оборудования.

Как правило, СУП находятся в основной памяти. Это резидентные программы, составляющие ядро ОС. СУП, которые загружаются в память непосредственно перед выполнением, называют транзитными. Сейчас они поставляются в виде инсталляционных пакетов ОС и драйверов специальных устройств.

4. Узагальнена стр. сист. прог.

Обычно для СПО входные данные подаются в виде директив. Для ОС это командная строка, а для системы обработки – это программа на входном языке программирования для компилятора или интерпретатора, и программа в машинных кодах для компоновщика или загрузчика. Выходные данные формируются либо в главной памяти, либо в виде файлов на дисковых накопителях. СПО выполняется в несколько этапов:

- лексический анализ (ЛА) – разбиение входных данных на лексемы;
- синтаксический анализ (СА) – проверка соответствия данных синтаксическим правилам входного языка и построение деревьев разбора – графов выполняемых операций;
- семантическая обработка (СО) – проверка соответствия типов данных в операциях и формирование результата. Второй тип СО – это интерпретация или исполнение;
- машинно-независимая оптимизация (только в компиляторах) – удаление неиспользуемых фрагментов кода;
- генерация кодов.

5. Типові елем. і об. сист. прог.

Більшість СОП базується на використанні таблиць та правил обробки. Таблиці – складні структури даних, завдяки яким можна підвищити ефективність програми. Їх основним призначенням є пошук інформації по заданому аргументу. Тому вони мають схожу з базами даних структуру та мають задану кількість полів з даними, що є ключовими і функціональними. До ключового поля висувається умова однозначності. Використовуються таблиці імен і констант, що призначені для СА і СО. Для генерації кодів використовують таблиці відповідності внутрішнього подання. Вони звичайно організовуються як масиви чи структури з покажчиками. Ці таблиці складаються з елементів з такими полями: ключ (змінна/мітка) та характеристика: сегмент (даних/коду), зміщення, тип (байт, слово чи подвійне слово/близька чи дальня). Різниця таблиць СОП від таблиць реляційних баз даних полягає в тому, що для зберігання таблиць баз даних використовується носії інформації, а для СОП – пам'ять. В процесі виконання частина бази даних переноситься до оперативної пам'яті, а частина СОП, якщо їй не вистачає пам'яті, зберігається на накопичувачі. Таблиці в СОП використовують також для того, щоб повертати дані, значення полів як аргументи пошуку. Приклад:

```
struct recrd // структура строки
{struct keyStr key; // ключ
 struct fStr func;}; // функциональная часть
```

7. Орг. табл. як масивів записів

Простейший способ построения информационной базы состоит в определении структуры отдельных элементов, которые встраиваются в структуру таблицы. Аргументом поиска в общем случае можно использовать несколько полей. Каждый элемент обычно сохраняет несколько (m) характеристик и занимает в памяти последовательность адресованных байтов. Если элемент занимает k байтов и надо сохранять N элементов, то необходимо иметь kN байтов памяти. Если нужно все элементы разместить в k последовательных байтах и построить таблицу с N элементов в виде массива, то пример такой таблицы приведен ниже, где элементы задаются структурой struct в языке С, длиной k байтов, определяемой суммой размеров ключевой и функциональной части элемента таблицы.

```
struct keyStr // ключевая часть
{char* str; // ключевые поля
 int  nMod;};
struct fStr // функциональная часть
{long double _f;}; // f-поле
struct recrd // структура строки
{struct keyStr key; // экземпляр структуры ключа
 struct fStr func; // экземпляр функциональной части
 char _del;}; // признак удаления
```

6. Осн. способи орг. табл. та інд.

Индексы создаются в таблицах при необходимости упорядочивания или связки. Чаще всего они древообразные (которые упорядочены в лексикографическом порядке) или в виде hash-функций. Таблицы – сложные структуры данных, с помощью которых значительно увеличивается эффективность программы. Их основное назначение состоит в поиске информации об объекте. Результатом 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:

```
имя_структуры struc
последовательность директив DB (1 байт), DW (2), DD (4), DQ (8), DT (10)
имя_структуры ends
```

Шаблон структуры представляет собой только спецификацию элемента таблицы. Для 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 ним:

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

С помощью ключевого слова dup резервируют n 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 выполняется с помощью оператора вызова записи: `имя_записи record имя_поля : длина поля [= начальное значение], ...` Длина поля задается в битах, их сумма не должна превышать 16, например: `iv_groups record number : 5 = 3, age : 5 = 19, add : 6.`

Оператор вызова записи выглядит так: `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 ?
```

8. Орг. табл. як структ. з покаж.

Реализация, в которой для хранения N элементов по k байт использует kN байт памяти, часто бывает избыточной. В больших таблицах данные часто повторяются, поэтому они выносятся в отдельные таблицы и связываются – нормализируются. Если данные были вынесены, то вместо их можно ввести дополнительное поле (должно быть меньше замещенных данных). Оно будет указывать на вынесенный элемент вспомогательной таблицы и его удобно представлять в виде указателя или некоторого уникального идентификатора. Частным случаем такой структуры может быть древовидная. Это не только значительно упрощает ее реализацию, но и позволяет сэкономить память. Также это избавляет от множественных операций при сортировке, добавлении и удалении элементов. Приведем пример:

```
struct lxNode // узел дерева
{int ndOp; // код операции/лексемы
 unsigned stkLength; // номер модуля
 struct lxNode* prvNd, *pstNd; // связи с подчиненными
 int dataType; // тип возвращаемых данных
 unsigned resLength;
 int x, y, f; // координаты в файле
 struct lxNode*prnNd;}; // связь с родительским узлом
```

10. Осн. спос. орг. пош. в табл.

Линейный поиск заключается в последовательном сравнении ключа искомого с ключами элементов таблицы до совпадения или достижения конца. При работе с упорядоченной таблицей отсутствие может быть установлено без просмотра всех. При больших объемах эффективным будет двоичный, при котором определяется адрес среднего элемента, с ключевой частью которого сравнивается ключ искомого. При совпадении поиск удачный, а иначе – из дальнейшего поиска исключается половина элементов, в которой искомый находиться не может. Процедура повторяется, пока длина оставшейся части таблицы не станет 0. Но для его корректной работы необходима сортировка, а время выполнения – логарифмическое. Прямой – самый быстрый, но он эффективен только для малых таблиц. Хэш поиск (hash – крошить), основанный на обращении к элементу с ключевой частью Ki, выполняется в таблице с начальным адресом Ан, в которой каждый элемент находится по адресу = Ан + H(Ki), где функция H(Ki) дает неповторяющиеся значения для разных элементов и плотно размещает их в памяти. Пример поиска по линейному алгоритму. Аргумент загружен в AX, начальный адрес таблицы – ES:DI, а количество элементов таблицы – в CX.

```
MOV BX, DI
REPNZ SCASW
JNZ NotFnd
SUB DI, BX ; определение индекса найденного элемента
SUB DI, 2
SRL DI, 1
```

9. Орг. роб. з табл. в сист. прог.

Таблиці – складні структури даних, завдяки яким можна підвищити ефективність програми. Їх основним призначенням є пошук інформації по заданому аргументу. Тому вони мають схожу з базами даних структуру та мають задану кількість полів з даними, що є ключовими і функціональними. До ключового поля висувається умова однозначності. Таблиці системних програм (СП) зазвичай зберігаються в ОП, адже створюються на період виконання. На кожному етапі роботи використовуються свої набори таблиць. Наприклад на етапі ЛА: таблиці імен, констант, сегментних регістрів. На етапі СА і СО: таблиці імен, констант, а для генерації кодів використовують таблиці відповідності внутрішнього подання. При створенні таблиці імен з врахуванням можливості різної видимості ключ поля складається з образу імені та, частіше за все, номеру блоку та його визначення. Згідно з традиціями програмування роботи з таблицями, базовими операціями є: s select – вибірка даних; insert – додавання рядків; delete – вилучення рядків; update – заміна даних в рядку таблиці. Приклади сигнатур операцій:

```
// выборка по прямому адресу
struct recrd* selNmb(struct recrd*, int nElm);
// вставка по прямому адресу
struct recrd* insNmb(struct recrd*pElm, struct recrd*tb, int nElm, int*pQnElm);
// удаления по прямому адресу
struct recrd* delNmb(struct recrd*, int nElm);
// коррекция по прямому адресу
struct recrd* updNmb(struct recrd *pElm, struct recrd*tb, int nElm, int*pQnElm);
// сравнение строк за отношением порядка
int cmpStr(unsigned char* s1, unsigned char* s2);
// сравнение ключей за отношением неравенства
int neqKey(struct recrd*, struct keyStr);
// сравнение ключей за отношением порядка
int cmpKey(struct recrd*, struct keyStr);
// сравнения по отношению сходства
int simKey(struct recrd*, struct keyStr);
// выборка линейным поиском
struct recrd* selLin(struct keyStr kArg, struct recrd*tb, int ln);
// выборка двоичным поиском
struct recrd*selBin(struct keyStr kArg, struct recrd*tb, int ln);
```

13. Виб. стр. для пред. вуз. дер. під. оп. та спрям. ацикл. графів

Результати СА подаються у вигляді графа розбору, в якому кожний вузол відповідає лексемі, а зв'язки визначають підлеглість операндів. Вузол має поля:

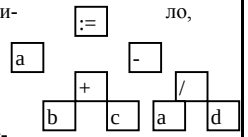
- ідентифікація або мітка вузла;
- прототип співставлення (термінал/нетермінал);
- мітка продовження обробки (при успішному результаті СА);
- вказівник на альтернативну вітку, яку можна перевірити (якщо СА невдалий).

Якраз для обробки операторів мов програмування краще використовувати граф. Також існують зв'язки передачі управління в операторах розгалуження та блоках циклів і варіантному блоці. Таким чином будь-який закінчений фрагмент програми має головний вузол, в якому як підлеглі зберігаються лексеми та синтаксичні структури, які входять до нього. Приклад:

```
struct lxNode // вузол
{int ndOp; // код операції/лексеми
 unsigned stkLength; // код модуля
 struct lxNode* prvNd, *pstNd; // до підлеглих вузлів
 int dataType; // тип даних
 unsigned resLength;
 int x, y, f; // координати
 struct lxNode*prnNd;}; // батько
```

12. Графи та способи їх обробки

В результате СА, как правило, создаются графы (Directed Acyclic Graph – DAG), отображающие связи между терминальными и нетерминальными выражениями. Для использования в СО более удобными являются графы подчиненности операций, которые однозначно определяют порядок выполнения операций в конструкции. Пример: a := b + c - a/d. Такой граф разбора есть основой для всех видов СО. Пример:

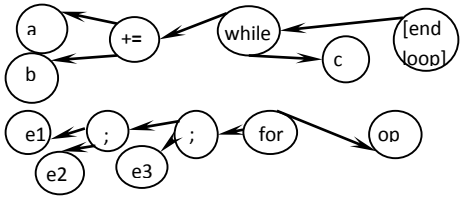



```
char *imgs[] = {"b", "a", "1", "f", "c", "g", "k", "ky", "n", "nD", "nU", "el"};
struct lxNode pic1[] = // граф b = f*(a - 1) + a - 1
{{_nam,    (struct    lxNode*)imgs[0], NULL, 0, 0, 0, 0, 0, &token[1], 0},
 {_ass, &pic1[0], &pic1[2], 0, 0, 0, 0, 0, NULL, 0},
 {_nam,    (struct    lxNode*)imgs[3], NULL, 0, 0, 0, 0, 0, NULL, 0},
 {_brkt, &pic1[2], &pic1[5], 0, 0, 0, 0, 0, NULL, 0},
 {_nam,    (struct    lxNode*)imgs[1], NULL, 0, 0, 0, 0, 0, NULL, 0},
 {_sub, &pic1[4], &pic1[6], 0, 0, 0, 0, 0, NULL, 0},
 {_srcn,    (struct    lxNode*)imgs[2], NULL, 0, 0, 0, 0, 0, NULL, 0},
 {_add, &pic1[3], &pic1[5], 0, 0, 0, 0, 0, NULL, 0}};
```

14. Особ. стр. дер. под. для циклу

Різниця між поданнями циклів з перед- і післяумовами полягає у приєднанні повторюваних операторів та умов до протилежних гілок графа. Відображення вузлами різних типів: _whileP та _untilP для перед- або _whileN та _untilN для післяумов. Цикли for з передумовами, e1 – задавання початкових установок, e2 – умова продовження, e3 – зміна параметрів. Break закінчує цикл, a continue – переходить на наступну ітерацію (граф перестає бути ациклічним). [endloop] необов'язкове, відображає закінчення циклу. Приклад do a+= b; while(c);:

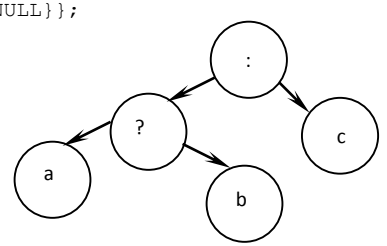
```
struct lxNode pic5[] =
{{_endloop, &pic5[4], NULL},
 {_nam,    (struct    lxNode*)imgs[1], NULL},
 {_asAdd, &pic5[1], &pic5[3]},
 {_nam,    (struct    lxNode*)imgs[0], NULL},
 {_whileN, &pic5[2], &pic5[5]},
 {_nam,    (struct    lxNode*)imgs[4], NULL}};
```



15. Особ. стр. дер. под. для умов.

Існують такі умовні оператори: ?, if-then, if-then-else, switch-case. Приклад для a?b:c:

```
struct lxNode pic2[] =
{{_nam,    (struct    lxNode*)imgs[0], NULL},
 {_ass, &pic2[0], &pic2[5]},
 {_nam,    (struct    lxNode*)imgs[1], NULL},
 {_qmrk, &pic2[1], &pic2[4]},
 {_nam,    (struct    lxNode*)imgs[0], NULL},
 {_cln, &pic2[3], &pic2[6]},
 {_nam,    (struct    lxNode*)imgs[4], NULL}};
```



16. Зад. рекон. вх. т. за вн. подан.

Важливо побудувати програми аналізу та реконфігурації на основі єдиних таблиць, зв'язаних з реалізованою мовою так, щоб для кожної нової мови будувався мінімум схожих таблиць на основі стандарту внутрішнього подання, прийнятого в багатомовній системі програмування. Важливо забезпечити подання всіх змістовних синонімів та омонімів в окремих кодах лексем. Приклад типу лексем з прив'язкою до їх позначень в мовах C/C++, Pascal, що можна використовувати при реконструкції вхідних текстів, при ЛА, СА, СО.

```
#define begOprtr 0x50 // зміщення початку виконуваних операторів
enum tokType
{_nil, _nam, // зовнішнє подання
 _srcn,_cnst, // вхідне і внутрішнє кодування
 _if, _then, _else, _elseif,
// if then else elseif
 _case, _switch, _default, _endcase,
//case switch defualt endcase
 _break, _return, _whileP, _whileN,
// break return while while
_continue,      _repeat,      _untilN,
_endloop,
// continue repeat until do
... };
```

17. Вн. пред. дер. для об. і опис.

В результаті СА формуються дерева розбору (parse tree), вузли яких відображують термінальні та нетермінальні позначення, розрізнені шляхом використання правил підстановки. Вимоги до кодування внутрішнього подання типів:

- однозначний код для будь-яких типів з різними варіантами модифікаторів;
- легкість розбиття елементів коду на окремі поля;
- легкість визначення або підрахунку номера типу користувача та типу і рівня покажчика та забезпечення загальної кількості типів.

```
struct lxNode // вузол
{int ndOp; // код операції або типу лексеми
 unsigned stkLength; // номер модуля для терміналів
 struct lxNode* prvNd, *pstNd; // до підлеглих вузлів
 int dataType; // код типу даних, які повертаються
 unsigned resLength; // довжина результату
 int x, y, f; // координати розміщення
 struct lxNode*prnNd;}; // до батьківського вузла
```

18. Пон. грам. і вик. в розв. зад.

Грамматика (Г) G = (Vt, Vn, R, e є Vn), где Vn – конечное множество нетерминальных (НТ) символов (все обозначения, определяющиеся через правила), Vt – множество терминалов (Т) (не пересекающихся с Vn), e – символ из Vn – начальный/конечный, R – конечное подмножество множества: $(Vn \cup Vt)^* Vn (Vn \cup Vt)^* \times (Vn \cup Vt)^*$ – множество правил. R описывает процесс порождения цепочек языка. Элемент $r_i = (\alpha, \beta)$ с R называется правилом и записывается в виде $\alpha \Rightarrow \beta$. Здесь α и β – цепочки, состоящие из Т и НТ. Значит цепочка α порождает цепочку β или из цепочки α выводится цепочка β. Т – обозначения, которые не подлежат дальнейшему анализу (разделители, лексемы). НТ – требуют для своего определения правил в некотором формате, чаще всего в формате правил текстовой подстановки. Формальная Г — способ описания языка, то есть выделения некоторого подмножества из множества всех слов некоторого конечного алфавита. Различают порождающие и распознающие (или аналитические) Г — первые задают правила, с помощью которых можно построить любое слово языка, а вторые позволяют по слову определить, входит ли оно в язык.

Порождающие грамматики

Vt, Vn, e є Vn, R — набор правил вида: «левая часть» (Л) ::= «правая часть» (П), где: Л — непустая последовательность Т и НТ, содержащая хотя бы один НТ; П — любая последовательность Т и НТ.

Применение Г

- Контекстно-свободные применяются для определения грамматической структуры в грамматическом анализе.
- Регулярные (в виде регулярных выражений) применяются как шаблоны для текстового поиска, разбивки и подстановки в ЛА.

Пример Г:

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
2. ФОРМУЛА ::=ЧИСЛО
3. ЗНАК ::=+ | - | * | /
4. ЧИСЛО ::= ЦИФРА
5. ЧИСЛО ::=ЧИСЛО
6. ЦИФРА ::= 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9

Начальный нетерминал: ФОРМУЛА

Аналитические Г

Порождающие – наиболее распространенные Г. Например, любой регулярный язык может быть распознан при помощи Г, задаваемой конечным автоматом, а любая контекстно-свободная Г — 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.

19. Класиф. грам. за Хомським

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

тип 0. неограниченные Г — возможны любые правила. G = (VT, VN, P, S) типа 0, если на правила вывода не накладывается никаких ограничений (кроме указанных в определении).

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

G = (VT, VN, P, S) неукорачивающая Г, если каждое правило из P имеет вид $\alpha \to \beta$, где $\alpha \in (VT \cup VN)^+$, $\beta \in (VT \cup VN)^+$ и $|\alpha| \subset |\beta|$.

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

тип 2. контекстно-свободные Г — левая часть состоит из одного НТ. G = (VT, VN, P, S) контекстно-свободна (КСГ), если каждое правило из P имеет вид $A \to \beta$, где $A \in VN$, $\beta \in (VT \cup VN)^+$.

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

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

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

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

Пример праволинейной Г: G2 = ({S,}, {0,1}, P, S), где P:

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

Пример КСГ: 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) $F \to a$.

Данная Г порождает простейшие арифметические выражения.

Пример КЗГ: 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 $\{ a^n b^n c^n \}$, $n \geq 1$.

Каждая праволинейная Г есть КСГ. КЗГ не допускает правил: $A \to \varepsilon$, где ε – пустая цепочка. КСГ с пустыми цепочками в правой части правил не является КЗГ. Наличие пустых цепочек ведет к Г без ограничений. Если язык L порождается Г типа G, то L называется языком типа G. Пример: L(G3) – КС язык типа G3. Наиболее широкое применение при разработке трансляторов нашли КСГ и порождаемые ими языки.

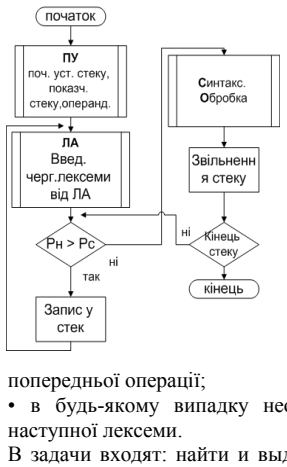
21. Задачі лексичного аналізу

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

- разделители (знаки операций, именованные элементы языка);
- вспомогательные разделители (пробел, табуляция, enter);
- код разделителя | код внутреннего представления;
- ключевые слова;
- код слова | код внутреннего представления;
- стандартные имена объектов и пользователей;
- константы;
- имя | тип, адрес;
- комментарии.

ЛА может работать в основных режимах: либо как подпрограмма, вызываемая во время СА для получения очередной лексемы, либо как полный проход. На этапе ЛА обнаруживаются простейшие ошибки (недопустимые символы, неправильная запись чисел, идентификаторов и др.). Выходом лексического анализатора является таблица лексем. Она образует вход СА, который исследует только тип каждой лексемы. Остальная информация используется на более поздних фазах компиляции при СО, подготовке к генерации и генерации кода.

24.Задачі синтаксичного аналізу



Алгоритм наступний:

- послідовний аналіз лексем і порівняння пріоритетів;
- якщо в нової операції пріоритет вищий, то попередня зберігається у стеці;
- інакше виконується СО і встановлюється зв'язок підлеглості для попередньої операції;
- в будь-якому випадку необхідно до введення наступної лексеми.

В задачи входят: найти и выделить основные конструкции в тексте входной программы, установить их тип и проверить правильность, представить их в виде, удобном для дальнейшей генерации кода.

```
int nxtProd(struct lxNode*nd, // початок масиву вузлів
 int nR, // номер кореневого вузла
 int nC) // номер поточного вузла
{int n = nC - 1; // номер попереднього вузла
 enum tokPrec pC = opPrF[nd[nC].ndOp];
 *opPr = opPrG;
 while (n != -1) // цикл просування
 {if (opPr[nd[n].ndOp] < pC // порівняння
&& nd[n].ndOp < _frkz)
 {if (n != nC - 1 && nd[n].pstNd != 0) // перевірка
  {nd[nC].prvNd = nd[n].pstNd; // підготовка зв'язків
   nd[nC].prvNd->prnNd = nC;} // для вставки вузла
    if (opPrF[nd[n].ndOp] == pskw && nd[n].prvNd == 0)
nd[n].prvNd = nd + nC;
    else nd[n].pstNd = nd + nC;
   nd[nC].prnNd = n; // додавання піддерева
 return nR;}
```

22. Грам., що вик. для лекс. ан.

Для решения задачи ЛА могут использоваться разные подходы, один из них основан на теории Г. К ней можно подойти через классификацию лексем (Л) как элементов или типов входных данных. В качестве Л входного языка обычно объявляют разделители, ключевые слова, имена пользователя, операторы, константы и спецЛ. Класифікацію можна робити за допомогою таблиці, в якій кожній літері відповідає декілька ознак. Якщо код ознак займає не більше байта, то можна використати xlat: вміст регістру al – зміщення відносно початку таблиці перекодування, адреса якої знаходиться в bx. Байт функції, одержаний з таблиці записується в al. Основные классы символов:

1) Разделители (пробел, tab, enter, ...);
2) Односимвольные операции (+, -, *, /, ..., (,));
3) Многосимвольные операции (>=, <=, <>...);
4) Буквы, которые можно использовать в именах;
5) Неклассифицируемые символы (для представления чисел или констант необходимо определить цифры и признаки основных систем счисления).

При формировании внутреннего представления, кроме кода, желательно формировать информацию о приоритете или значении предшествующих операторов. Для построения автомата ЛА нужно определить сигналы его переключения по таблицам классификаторов литер с кодами, удобными для использования в дальнейшей обработке.

```
enum ltrType
{dgt, // десятичная цифра
 ltrexplt, // признак экспоненты
 ltrhxdgt, // шестнадцатеричная цифра
 ltrtpcns, // определитель типа const
 ltrnmelm, // допустимые в именах
 ltrstrlm, // ограничители строк
 nc, // неклассифицированные литеры
 dldot, // точка как разделитель
 ltrsign, // знак числа или порядка
 dlmaux,  // разделители (пробел)
 dlmunop, // разделители операций
 dlmgrop, // групповой разделитель
 dlmbrlst, // разделители списков
 dlobrct, // открытые скобки
 dlcbrct}; // закрытые скобки
```

Під регулярною Г будемо розуміти якусь ліволінійну. Це така Г, що її Р правила мають вигляд A → Bt або A → t, де A є N, B є N, t є T. Алгоритм: перший символ вихідного ланцюжка замінюємо НТ А, для якого в Г є правило A → a. Далі проводимо ітерації до кінця ланцюжка: отриманий раніше НТ А і розташований праві від нього Т а вихідного ланцюжка замінюємо НТ В, для якого в граматиці є правило B → Aa. Стан автомату повинен відповідати типу розпізнаної Л або типу помилки ЛА. Вхідними сигналами автомату повинні бути класифікаційні ознаки літери вхідної послідовності. Для побудови аналізатора доцільно мати двомірну матрицю переходів, що визначає код наступного стану автомату. Результати роботи ЛА треба рознести по таблицях імен, констант, модулів. Результати доцільно розміщувати в структурах, в яких зберігається інформація про код вхідної Л та її внутрішнє подання.

25. Грам., що вик. для синт. ан.

В основе синтаксического (С) анализатора лежит распознаватель текста входной программы на основе Г входного языка. Как правило, С конструкции языков программирования могут быть описаны с помощью КСГ, реже встречаются языки, которые, могут быть описаны с помощью регулярных Г. На этапе СА нужно установить, имеет ли цепочка Л структуру, заданную С языка, и зафиксировать ее. Надо решать задачу разбора: дана цепочка Л, и надо определить, выводима ли она в Г, определяющей С языка. Однако структура таких конструкций как выражение, описание, оператор и т.п., более сложная, чем структура идентификаторов и чисел. Поэтому для описания С языков программирования нужны более мощные У, чем регулярные. Обычно для этого используют УКСГ, правила которых имеют вид $A \to \alpha$, где $A \in VN$, $\alpha \in (VT \cup VN)^*$. Г этого класса, с одной стороны, позволяют достаточно полно описать С структуру реальных языков программирования; с другой стороны, для разных подклассов УКСГ существуют достаточно эффективные алгоритмы разбора.

```
struct lxNode // вузол дерева
{int x, y, f; // координати розміщення
 int ndOp; // код типу лексеми
 int dataType; // код типу даних, які повертаються
 unsigned resLength;
 struct lxNode* prnNd; //зв'язок з батьківським вузлом
 struct lxNode* prvNd, pstNd; // зв'язок з підлеглими
 unsigned stkLength;}; //довжина стеку
```

Цель разбора в том, чтобы ответить на вопрос: принадлежит ли анализируемая цепочка множеству правильных цепочек заданного языка. Ответ "да" дается, если такая принадлежность установлена. Получение ответа "нет" связано с понятиям отказа. Единственный отказ на любом уровне ведет к общему отказу. Чтобы получить ответ "да" относительно всей цепочки, надо его получить для каждого правила, обеспечивающего разбор отдельной подцепочки. Так как множество правил образуют иерархическую структуру, возможно с рекурсиями, то процесс получения общего положительного ответа можно интерпретировать как сбор по определенному принципу ответов для листьев, лежащих в основе дерева разбора, что дает положительный ответ для узла, содержащего эти листья. Далее анализируются обработанные узлы, и уже в них полученные ответы складываются в общий ответ нового узла. С теоретической точки зрения существует алгоритм, который по любой данной КСГ и данной цепочке выясняет, принадлежит ли цепочка языку, порождаемому этой Г. Но время работы такого алгоритма (СА с возвратами) экспоненциально зависит от длины цепочки, что с практической точки зрения совершенно неприемлемо.

26. Методи висхідного синт. ан.

Для восходящего разбора (ВР) строится Г предшествования. В Г предшествования строится матрица попарных отношений всех Т и НТ. При этом определяется три вида отношений: R< S; R >S и R = S; 4 отсутствует (это говорит о недопустимости использования R и S рядом в тексте записи на этом языке). Найпростіший алгоритм висхідного розбору для аналізу математичних виразів на основі порівняння пріоритетів операцій. Если, в результате полного перебора всех возможных правил, мы не сможем построить требуемое дерево разбора, то рассматриваемая входная цепочка не принадлежит данному языку. ВР также непосредственно связан с любым возможным выводом цепочки из начального НТ. Однако, эта связь, по сравнению с нисходящим разбором (НР), реализуется наоборот.

1. Простое предшествование

Построение отношения предшествования начинается с перечисления всех пар соседних символов правых частой правил, которые и определяют все варианты отношений смежности для границ возможных выстраиваемых на них деревьях. Далее, в каждой паре возможны следующие комбинации Т/НТ и продуцируемые из них элементы отношений:

- Все пары соседних символов находятся в отношении =. При этом для следующего метода НТ не может являться символом входной строки, поэтому пары с НТ справа в построении отношения предшествования для такого метода не участвуют.
- Для пары НТ-Т правая граница поддерева, выстраиваемая на основе НТ находится «глубже» правого Т.
- Аналогичное обратное отношение выстраивается для пары Т-НТ: левая нижняя граница поддерева, выстраиваемого на НТ «глубже» левого Т.
- 2 НТ, 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 (не строит дерево, а обходит его)

Принципы работы магазинного автомата (МА):

- Первоначально в стек помещается первый символ входной строки, а второй становится текущим;
- МА выполняет перенос 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;
- Решение, какое из действий выполняется на данном шаге, принимается на основе анализа символа в вершине стека и очередного символа входной строки. Свертка соответствует наличию в стеке основы, иначе – перенос. Управляющими данными МА является таблица, содержащая для каждой пары символов грамматики указание на выполняемое действие (свертка, перенос или ошибка) и сами правила грамматики.
- Результатом работы МА будет наличие начального НТ Г в стеке при пустой входной строке.

27. Пр. рез. синт. ан. як дер. розб.

Для представления Г используется структура, называемая С графом. Можно использовать спецузлы с информацией. Вузол об'єднує 4 поля:

- ідентифікація або мітка вузла;
- прототип співставлення (Т або НТ);
- мітка продовження обробки (при успішному СА);
- вказівник на альтернативну вітку, яку можна перевірити (якщо СА невдалий).

```
struct lxNode // вузол
{int ndOp; // код операції/лексеми
 unsigned stkLength; // номер модуля
 struct lxNode* prvNd, *pstNd; // до підлеглих вузлів
 int dataType; // код типу даних
 unsigned resLength;
 int x, y, f; // координати
 struct lxNode*prnNd;}; // до батька
```

В процессе разбора формируется дерево, которое, в отличие от дерева приоритетов операций, может иметь больше двоичных ответвлений. Чтобы превратить 1 в 2, можно использовать значения предшествований для отдельных Т и НТ. Результатом работы распознавателя является последовательность правил, примененных для построения входной цепочки. По ней, зная тип распознавателя, можно построить дерево вывода. В этом случае оно выступает в качестве дерева С разбора и представляет собой результат работы С анализатора. Однако оно не являются целью работы компилятора. Оно содержит массу избыточной информации, например все НТ, содержащиеся и узлах дерева.

30. Алг. синт. ан. з вик. мат. пер.

В матрице предшествования (МП) определяют отношение предшествования для всех возможных пар предыдущих и следующих Т и НТ. МП строится так, что на пересечении определяется приоритет. МП квадратная. МП – универсальный механизм определения Г разбора. В связи с тем, что следующее обозначение может быть НТ, может вызвать неоднозначность Г. Линеаризация Г предшествования – действия по превращению МП на функции предшествования, полная линеаризация невозможна. Пример МП и функции:

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

Используется 2 стека – операций и операндов. Выражения просматриваются слева направо, всё заносятся в стеки до тех пор, пока между символом на вершине стека и входным не выполниться отношение = или >. После этого выделяется тройка (два из стека операндов и один из стека операций). На

вершину стека операндов заносится вспомогательная переменная-результат и действия повторяются.

32. Метод рекурсивного спуску

Рекурсия — способ общего определения объекта или действия через себя, с использованием ранее заданных частных определений. Розбір починається з кінцевого позначення Г. При його виконанні аналізатор звертається до підлеглого ресурсу, щоб розібрати спочатку перший, а потім наступні позначення правої частини правила підстановки. Рекурсивні правила у формі Бекуса, так що рекурсивні звертання записуються з правого боку, що утворює ліворекурсивні правила. Однак при цьому ми будемо просуватись в глибину рекурсії, не просуваючись вздовж вхідного потоку даних, що фактично призводить до за циклювання аналізатора. Тому для використання необхідно перетворити правила на право рекурсивну форму. Альтернативним є метод синтаксичних графів.

<Number> ::= <Sign><digit>|<Sign><digit><Separator><digit>|<Exponent><Sign><digit>
<digit> ::= '0'|'1'|'2'|'3'|'4'|'5'|'6'|'7'|'8'|'9' <Sign>::= '+'|'-'
<Separator> ::= '.' <Exponent> ::= 'E'|'e'

Нисходящий разбор начинается с конечного НТ Г, который должен быть получен в результате анализа последовательности Л. Чтоб реализовать алгоритм, необходимо иметь входную последовательность Л и набор управляющих правил в виде направленного графа. Такой подход позволяет строить дерево, в котором из распознанных НТ узлов, формируются указатели на поддеревья и/или Т узлы. Некоторые конструкции в графах, следует дополнить спецсвязями – указатели выхода из цикла.

Пусть в данной формальной Г N — это конечное множество НТ; Σ — конечное множество Т, тогда метод применим только, если каждое правило этой Г имеет следующий вид:

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

Метод учитывает особенности современных языков программирования, в которых реализован рекурсивный вызов процедур. Если обратиться к дереву НР слева направо, то можно заметить, что в начале происходит анализ всех поддеревьев, принадлежащих самому левому НТ. При этом используются и полностью раскрываются все нижележащие правила. Это навязывает ассоциации с иерархическим вызовом процедур в программе. Поэтому, все НТ можно заменить соответствующими им процедурами или функциями, внутри которых вызовы других процедур будут происходить в последовательности, соответствующей их расположению в правилах. Также вызов процедуры или функции реализуется через занесение локальных данных в стек, который поддерживается системными средствами. Заносимые данные определяют состояние обрабатываемого НТ. Использование метода позволяет достаточно быстро и наглядно писать программу распознавателя на основе имеющейся Г. Использование метода позволяет написать программу быстрее, так как не надо строить автомат. Ее текст может быть и менее ступенчатым, если использовать инверсные условия проверки или другие методы компоновки текста.

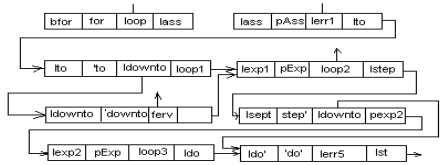
31. Алг. низх. синт. розбору

НР заключается в построении дерева разбора, начиная от корневой вершины до Т. НР заключается в заполнении промежутка между начальным НТ и символами входной цепочки правилами, выводимыми из начального НТ. Подстановка основывается на том факторе, что корневая вершина является узлом, состоящим из листьев, являющихся цепочкой Т и НТ одного из альтернативных правил, порождаемых начальным НТ. Подставляемое правило в общем случае выбирается произвольно. Вместо новых НТ вершин осуществляется подстановка выводимых из них правил. Процесс протекает до тех пор, пока не будут установлены все связи дерева, соединяющие корневую вершину и символы входной цепочки, или пока не будут перебраны все возможные комбинации правил. В последнем случае входная цепочка отвергается. Построение дерева разбора подтверждает принадлежность входной цепочки данному языку. При этом, в общем случае, для одной и той же входной цепочки может быть построено несколько деревьев разбора. Это говорит о том, что Г данного языка является недетерминированной. Идея: правила определения Г в формулах Бекуса превратить в МП или функции. Отсюда возникает проблема зацикливания при обработке леворекурсивных правил.

1. Метод рекурсивного спуска (модификации для систем автоматизации построения компилятора);
2. Метод синтаксических графов;
3. LL-парсер.

33. Мет. синт. граф. для синт. ан.

В цьому методі послідовність правил С розбору організована у формі графа. Використання цього методу дозволяє комбінувати методи висхідного та низхідного розбору. Приклад синтаксичного графу:



Отсутствие альтернативных вариантов в графе помечает место обнаружения ошибки, компилятор занимается нейтрализацией ошибок:

1. Пропуск дальнейшего контекста до места, с которого можно продолжить программу;
2. Накопление диагностики для ее последующего представления с текстом программы.

Некоторые компиляторы передают управление текстовому редактору подсказкой варианта обрабатывающего ошибки.

35. Задачі семантичної обробки

1. семантический анализ – проверяет корректность соединения типов данных во всех операциях и операторах и определяет типы для промежуточных результатов. Алгоритм может быть построен через рекурсивные вызовы для всех поддеревьев. При достижении Т, все они 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. интерпретация – сборка константных 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 внутреннего представления путем удаления повторяющихся и неиспользуемых фрагментов. Могут быть выполнены действия эквивалентных превращений.

4. генерация объектных кодов. Для каждого узла дерева генерируется соответствующая последовательность команд по шаблонам, а потом используется трансляция ассемблера.

5. машинно-зависимая оптимизация учитывает архитектуру и специфику команд устройства.

```
enum datType // кодування типів даних
{_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, // з плаваючою крапкою
 _lbl} // мітки
// Таблиці модифікованих типів
struct recrdTPD
{enum tokType kTp[3]; // ключ
 unsigned dTp; // функціонал
 unsigned ln; }; // гранична довжина даних типу
struct recrdSMA // структура таблиці припустимості типів для операцій
{enum tokType oprtn; // код операції
 int oprd1, ln1; // код типу та довжина першого аргументу
 int oprd2, ln2; // другого аргументу
 int res, lnRes; // результату
 _fop *pintf; // покажчик на функцію інтерпретації
char *assCd;};
```

В об’єктному коді необов’язково знаходиться весь код, в ньому можуть бути зовнішні посилання на бібліотечні процедури. Найчастіше як внутрішнє подання програми використовувались формат польського інверсного запису для виразу або постфіксна форма подання.

36. Заг. під. до орг. сем. обр. в тр.

Транслятор — это программа, которая принимает исходную и порождает на своем выходе объектную программу. В частном случае объектным может служить машинный язык, и в этом случае полученную программу можно сразу же выполнить на ЭВМ. В общем случае объектный язык необязательно должен быть машинным или близким к нему. В качестве объектного может служить и некоторый промежуточный язык. Транслятор с языка высокого уровня называют компилятором. Для того щоб створити і використовувати узагальнену програму СО необхідно побудувати набори функцій СО для кожного з вузлів графа розбору. Програма повинна перевірити аргументи за таблицею відповідностей аргументів та типів результатів. В більш ранніх компіляторах часто використовували тетрадні та тріадні подання, які складалися з команд віртуальної машини реалізації мови. Вони включали код операції та адреси або вказівники на 2 операнди. В них використовувались 3 окремі посилання: 2 на операнди, а 3-й на результат, тобто вони відповідали 2-х та 3-х адресним командам комп’ютерів попередніх поколінь. Такі форми є залежними від обраної архітектури віртуальних машин. Внутрішні подання Паскалю у формі Р-кодів ближче до 1-адресної машини, а початкова форма більш спрямована до циклічної є взагалі архітектурно незалежною, тому більш загальною. Кроме деревьев подчиненности или направленнях ациклических графов, использовались:

- Обратная польская запись. A+B –> AB+
- Форматы, похожие на представления машинных операций.

Повне табличне визначення СО мови потребує повного покриття всіх операцій мови в таблицях семантичної відповідності операцій та операторів вхідної мови транслятора та операцій та підпрограм у вихідній мові системи трансляції.

```
struct lxNode // вузол дерева
{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;
 unsigned auxNmb; // довжина стека
 int x, y, f; // координати розміщення
 struct lxNode* prnNd;}; // зв’язок з батьківським вузлом
```

37. Орг. семан. ан. в компіл.

На этапе СО используются различные варианты деревьев разбора. Семантический анализ обычно выполняется на двух этапах компиляции: на этапе СА и в начале этапа подготовки к генерации кода. В первом случае всякий раз по завершении распознавания определенной С конструкции входного языка выполняется её семантическая проверка на основе имеющихся в таблице идентификаторов данных. Во втором случае, выполняется полный семантическим анализ программы на основании данных в таблице идентификаторов (сюда попадает, например, поиск неописанных идентификаторов). Иногда семантический анализ выделяют в отдельный этап (фазу) компиляции. Проверка соблюдения во входной программе семантических соглашений входного языка заключается в сопоставлении входных цепочек программы с требованиями семантики входного языка программирования. Примерами соглашении являются следующие требования:

- каждая метка, на которую есть ссылка, должна один раз присутствовать в программе;
- 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; на тип параметра цикла; на тип условия в операторах цикла и условном операторе и т.п.

```
// Таблиця модифікованих типів
struct recrdTPD
{enum tokType kTp[3]; // ключ
 unsigned dTp; // функціонал
 unsigned ln; }; // базова або гранична довжина даних типу
struct recrdSMA // таблиця припустимості типів для операцій
{enum tokType oprtn; // код операції
 int oprd1, ln1; // код типу та довжина 1 аргументу
 int oprd2, ln2; // 2 аргументу
 int res, lnRes; // результату
 _fop *pintf; // покажчик на функцію інтерпретації
char *assCd;};
```

38. Орг. інтерпр. вхідн. мови

Интерпретатор — это программа, которая получает исходную и по мере распознавания конструкций реализует действия, описываемые этими конструкциями. При реалізації доцільно створити для кожної операції з різними парами даних окремі процедури, які будуть повертати результат визначеного типу, а перед їх використанням треба вирівняти тип аргументів до більш загального. В кінці треба перетворити результат із загального типу в необхідний. 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

При коректному завершенні роботи програми необхідно відновити стек ОС до інтерпретації програми.

```
typedef union gnDat _fop(union gnDat*,union gnDat*);
struct recrdSMA // таблиця операцій
{enum tokType oprtn; // код операції
 unsigned oprd1,ln1; // код типу та довжина 1 аргументу
 unsigned oprd2,ln2; // 2 аргументу
 unsigned res,lnRes; // результату
 _fop *pintf; // покажчик на функцію інтерпретації
 char *assCd;}; // покажчик на текст макроса
```

45. Спос. орг. транс. з мов прогр.

Транслятор — программа, которая принимает программу на одном языке и преобразует её в программу, написанную на другом языке. В качестве целевого языка часто выступают машинный код, Ассемблер и байт-код, так как они наиболее удобны (производительность) для последующего исполнения.

Трансляторы подразделяют:

- Многопроходной. Формирует объектный модуль за несколько просмотров исходной программы.
- Однопроходной. Формирует объектный модуль за последовательный просмотр программы.
- Обратный. То же, что детранслятор,
- С-ориентированный. Получает на вход описание С и семантики языка и текст на описанном языке, который и транслируется. Компилятор – транслятор, который преобразует программы в машинный язык, принимаемый и исполняемый непосредственно процессором. +: 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. Чистая интерпретация – создание виртуальной машины, реализующей язык. +: отсутствие промежуточных действий для трансляции упрощает реализацию интерпретатора; - интерпретатор должен быть на машине, где должна исполняться программа. Если интерпретатор транслирует код на промежуточный язык (например, в байт-код), то он с транслятором.

39. Особливості генерації кодів

Результатом является либо ассемблерный, либо загрузочный модуль. Для генерации кода разработаны различные методы, такие как таблицы решений, сопоставление образцов, включающее динамическое программирование, различные С методы. Для генерації слід використовувати машинні команди або підпрограми з відповідними аргументами. Компілятори включають такі коди в об'єктні файли OBJ. Такі файли включають 4 групи записів:

- Записи двійкового коду – двійкові коди констант, машинні коди, відносні адреси відносно початку відповідного сегменту;
- Записи переміщуванності – спосіб настроювання відповідної відносної адреси;
- Елементи словника зовнішніх посилань – фіксуються імена, які заявлені як зовнішні або доступні для зовнішніх посилань;
- Кінцевий запис модуля – для розділення модулю.

При генерації виконується напрямлений перегляд ациклічного графу, де генератор породжує команди обробки цих даних. Для реалізації генераторів необхідно визначити повні таблиці відповідності усіх можливих вузлів графу у необхідні набори машинних команд. Ранні компілятори одразу формували машинні коди. Компілятори з Pascal формували свої результати у P-кодах. На етапі виконання цей код оброблювався середовищем, яке включало підпрограми для обробки всіх операндів та операторів. Для даних виділяють фіксовану пам'ять, а до кодів звертається виконуюча програма, яка дозволяє формувати результат виконання. Але щоб раціонально організовувати модульне програмування необхідно, щоб поєднувані модулі подавалися в однаковому форматі, тому вони добре поєднувалися з модулями на цій же мові, але погано з іншими.

Приклад:

FOR **var**:=**Value**$_1$	push dx mov dx, Value$_1$	Индекс-регистр dx.
TO|DOWNTO **Value**$_2$	loop_XXX: cmp dx,Value$_2$ ja|jb loop_exit_XXX	Ложим в стек с _FOR_ с пометкой inc/dec.
DO ...	... ;тело цикла	
... ;	inc|dec dx jmp loop_XXX loop_exit_XXX: pop dx	Генерируем метку окончания цикла.

Для виклику стандартних підпрограм використовують бібліотеки періоду виконання.

```
int main(int argc, char* argv[])
{float b = 1.4;
 float a[2] = {2, 5};
 int n = 1;
 _asm {
  // 1 команда      2 команда
    mov eax,n        sub eax, 1
    mov n,eax        fld b
    mov esi,n        fld a[esi*4]
    fadd b           fstp b}
 printf("%f", b);
 return 0;} // n = n-1; b = b + a[1];
```

44. Машинно-залежна оптим.

Машинно-залежна оптимізація (МЗО) полягає у ефективному використанні ресурсів. Для МЗО можна виділити такі види: вилучення ділянок програми, результати яких не використовується, вилучення недосяжних ділянок програми, еквівалентні перетворення складніших виразів на простіші. При МЗО таблиці реалізації операндів та операцій стають складнішими і мають декілька варіантів. Потрібно ефективно виконувати операції пошуку, бо вони є критичними по часу. При обробці виразів проміжні дані краще зберігати у стеці регістра з плаваючою крапкою. При переполнении стека возникает прерывание, где сохраняем состояние регистра сопроцессора в главном стеке задачи и продолжать работу с оновленым стеком. Эффективность алгоритмов напрямую зависит от наличия дополнительной информации об исходной программе, а именно:

- «Аппаратные циклы» зависят от информации о циклах программы и их свойствах (цикл for, цикл while, фиксированное или нет число шагов, ветвление внутри цикла, степень вложенности).
- Алгоритмы «SOA» и «GOA» используют информацию о локальных переменных программы. Требуется информация, что эта переменная локальная.
- Алгоритмы раскладки локальных переменных по банкам памяти требуют обращения к ним.
- Алгоритм «Array Index Allocation» должен иметь на входе информацию о массивах.

43. Машинно-незалежна оптим.

Машинно-независимые оптимизации (МНО) нельзя считать полностью оторванными от конкретной архитектуры. Они разрабатывались с учётом общих представлений о свойствах некоторого класса машин. В компиляторах они, 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 МНО.

1. Исключение избыточных вычислений, если оно уже было выполнено ранее.
2. Удаление мёртвого кода: любое вычисление, производящее результат, который в дальнейшем более не будет использован, может быть удалено.
3. Вычисления в цикле, результаты которых не зависят от других, могут быть вынесены за пределы с целью увеличения скорости.
4. Вычисление, которые дают константу, могут быть произведены уже в процессе компиляции.

Наиболее хорошо проработаны алгоритмы для некоторых частных случаев избыточности, однако в общем случае оптимизация связана с анализом смысла и поиском решения задачи. МНО не всегда присутствуют в составе компиляторов – все зависит от целей проектирования.

Для виконання МНО важливо використовувати комбінації команд, яка використовують спеціальні

особливості регістрів загального призначення. МНО передбачає вилучення окремих груп вузлів з внутрішнього подання і їх заміну більш ефективними елементами, або раніше виконуваними елементами.

46. Типи ОС і режим. їх роб.

ОС классифицируют:
по целевому устройству: для мейнфреймов, ПК или мобильных устройств
по количеству одновременно выполняемых задач: однозначные или многозадачные
по типу интерфейса: текстовый или графический
по количеству одновременно обрабатываемых разрядов данных: 16-разрядные, 32-, 64-
До основних функцій ОС відносять:
1) управління процесором шляхом передачі управління програмам.
2) обробка переривань, синхронізація доступу до ресурсів.
3) Управління пам'яттю і пристроями вводу-виводу.
5) Управління ініціалізацією програм, даними на довготривалих носіях (файлова система).
Функції програм початкового завантаження:
1) первинне тестування обладнання;
2) запуск базових системних задач;
3) завантаження потрібних драйверів зовнішніх пристроїв, включаючи обробники переривань.
В результаті завантаження ядра та драйверів ОС стає готовою до виконання задач визначених програмами у формі виконанні файлів та відповідних вхідних та вихідних файлів. Програмою найнижчого рівня є так звані обробники переривань, робота яких ініціалізується сигналами апаратних переривань. Режим супервизора — привилегированный режим работы процессора, используемый для выполнения ядра операционной системы. В данном режиме доступны операции операции ввода-вывода к периферийным устройствам, изменение параметров защиты памяти, настроек виртуальной памяти, системных параметров и прочих параметров конфигурации. Реальный режим (РР) — прежний способ адресации памяти, до процессора 80286, поддерживающего защищённый режим. В РР при вычислении линейного адреса, по которому процессор собирается читать содержимое памяти или писать в неё, сегментная часть адреса умножается на 16 и суммируется со 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 РР процессоры работали только в DOS. Было введено 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 (ЗР). ЗР позволил создать многозадачные ОС — 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 ОС может выгрузить часть данных из ОП на диск, а в таблицу описаний внести указание на отсутствие этих данных в памяти. При попытке обращения к ним процессор сформирует исключение (разновидность прерывания) и отдаст управление ОС, 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 процессоры могут работать в трех режимах: РР, ЗР и виртуального процессора 8086. В ЗР используются полные возможности 32-разрядного процессора — обеспечивается непосредственный доступ к 4 Гбайт физического адресного пространства и многозадачный режим с параллельным выполнением нескольких программ (процессов). Существует ряд различных путей построения ОС. Монолитная ОС не имели определенной структуры. ОС представляет собой просто большую программу, состоящую из множества процедур. Поддерживать такие системы сложно. Уровневая ОС – другой способ структурирования ОС состоит в том, чтобы разделить ее на модули, которые составляют уровни; каждый обеспечивает множество функций, которые зависят только от нижних уровней. Самые нижние – те, которые наиболее критичны по надежности, мощи и производительности. К чистой машине разработчик добавляет слой ПО. ПО вместе с низлежащей аппаратурой обеспечивает выполнение некоторого множества команд, определяющих новую виртуальную машину. На следующем шаге добавляется новый слой ПО и так далее до тех пор, пока не будет получена требуемая виртуальная машина. Преимуществом этой структуры является то, что уменьшается зависимость между различными компонентами системы, сокращая нежелательные взаимодействия.

49. Осн. стани викон. задач в ОС

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.

47. Типовий склад програм ОС

ОС – комплекс программ, обеспечивающий работу с файлами, интерфейс с пользователем, управление аппаратурой, ввод и вывод данных, выполнение программ и утилит. В составе ОС различают:

- ядро, содержащее планировщик; драйверы устройств, непосредственно управляющие оборудованием; сетевую и файловую системы;
- базовая системы ввода-вывода (BIOS),
- системные библиотеки;
- оболочка с утилитами.

Ядро — центральная часть, выполняющаяся при максимальном уровне привилегий, обеспечивающая приложениям доступ к ресурсам, таким как процессорное время, память и внешнее аппаратное обеспечение. Также ядро предоставляет сервисы файловой системы и сетевых протоколов, процедуры, выполняющие манипуляции с уровнями привилегий процессов и критичные. BIOS — набор программ, обеспечивающих взаимодействие ОС и приложений с аппаратными средствами. Обычно BIOS представляет набор компонент — драйверов. Также в BIOS входит уровень аппаратных абстракций, минимальный набор аппаратно-зависимых процедур ввода-вывода, необходимый для запуска и функционирования ОС. Командный интерпретатор — необязательная в ОС часть, обеспечивающая управление системой посредством ввода текстовых команд (с клавиатуры, через порт или сеть). Файловая система — регламент, определяющий способ организации, хранения и именования данных на носителях информации. Она определяет формат физического хранения информации, которую группируют в виде файлов. Она определяет размер имени файла (папки), максимальный возможный размер файла и раздела, набор атрибутов файла. Библиотеки системных функций позволяющие многократное применение различными программными приложениями. Интерфейс – совокупность средств, при помощи которых пользователь общается с различными устройствами: командной строки или графический.

67. Орг. др. в ОС за сх. "кл.-сер."

Наделение модулей некоторым множеством функций, которые являются более или менее равноправными. Они взаимодействуют не вызовом процедур из друг друга, а посылкой сообщений через центральный обработчик сообщений. Сообщения идут в обоих направлениях, результаты возвращаются то тому же пути, что и запрос. Модуль, посылающий первоначальное сообщение – клиент, модуль, получающий его – сервер. Статус данного модуля не всегда один и тот же. Этот подход предлагает преимущества с увеличением изоляции и сокращением зависимости между модулями. Количество критического кода также сокращается. Центральной компонентой такой системы является, конечно, та, что производит обработку сообщений и обеспечивает базисные функции; т.е. то, что часто называют микроядром. Одним из примеров клиент-сервер ОС является Windows NT.

48. Особ. визн. пріор. задач в ОС

Приоритеты дают возможность индивидуально выделять каждую задачу по важности. Планирование выполнения задач является одной из ключевых концепций в многозадачности ОС. Оно заключается в назначении приоритетов процессам в очереди с приоритетами. Программный код, выполняющий эту задачу, называется планировщиком. Самой важной его целью является наиболее полная загрузка процессора. Производительность — количество процессов, которые завершают выполнение за единицу времени. Время ожидания — время, которое процесс ожидает в очереди готовности. Время отклика — время, которое проходит от начала запроса до первого ответа на запрос. Стратегия определяет, какие процессы мы планируем на выполнение для того, чтобы достичь поставленной цели. Стратегии:

- по возможности заканчивать вычисления в том же самом порядке, в котором они были начаты;
- отдавать предпочтение коротким процессам;
- предоставлять всем пользователям одинаковые услуги, в том числе и одинаковое время ожидания.

Известно большое количество правил, в соответствии с которыми формируется очередь готовых к выполнению задач, различают два класса — бесприоритетные и приоритетные. При бесприоритетном выбор задачи производятся в некотором заранее установленном порядке без учета их важности и времени обслуживания. Приоритетные:

- с фиксированным приоритетом (с относительным, с абсолютным, адаптивное обслуживание, приоритет зависит от t ожидания);
- с динамическим приоритетом (приоритет зависит от t ожидания или от t обслуживания).

Супервизор ОС – центральный управляющий модуль, который может состоять из нескольких (ввода/вывода, прерываний, программ, диспетчер задач и т. п.). Задача, посредством специальных вызовов команд или директив, сообщает о своем требовании супервизору, при этом указывается вид ресурса и его объем. Директива обращения к ОС передает ей управление, переводя процессор в привилегированный режим работы. Они бывают привилегированными (супервизора), пользовательскими, режим эмуляции. Одна из проблем, которая возникает при выборе подходящей дисциплины обслуживания, — это гарантия. Дело в том, что при некоторых, например при использовании абсолютных приоритетов, низкоприоритетные процессы оказываются обделенными ресурсами и могут быть не выполнены. Механизм приоритетов в ОС UNIX. Каждый процесс имеет два атрибута приоритета: текущий, на основании которого происходит планирование, и заказанный относительный. Текущий – в диапазоне от 0 до 127 (наивысший). Для режима задачи меняется в диапазоне 0-65, для режима ядра — 66-95 (системный диапазон). Процессы, приоритеты которых лежат в 96-127, являются процессами с

фиксированным приоритетом, неизменяемым ОС. Процессу, ожидающему недоступного ресурса, ОС определяет значение приоритета сна, выбираемое ядром из диапазона системных.

50. Збер. стану зад. в реал. реж.

Команда INT в РР виконується як звертання до підпрограми обробника переривань. 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, встановлюються блоки програмних переривань (БПП), на входи яких подаються сигнали готовності пристроїв. БПП програмуються при завантаженні ОС і BIOS через порти 20/21H, 0A0/0A1H: 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. Це досягається командою STI. Але перехід на обробку в РР 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.
- Процесор підтверджує переривання.
- БПП формує сигнал БПП, 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
```

51. Збер. стану зад. в зах. режим.

- сохраняются все регистры задачи;
- каталог таблиц страниц процесса.

В ЗР звичайно в таблицю дискретних переривань заносимо дискретний шлюз переривань, в якому зберігається адреса слова сегмента стану задачі TSS для задачі обробки переривань. В ОС може бути одна чи декілька сегментів задач. При переключені задачі управління передач за новим сегментом стану задачі запам'ятовується адреса перерваної. В цьому випадку новий сегмент TSS буде пов'язаний з іншим адресним простором і буде включати в себе новий стек для задачі. Регістри переривань програми запам'ятовуються в старому TSS і таким чином в обробнику переривань в ЗР нема необхідності зберігати регістри переривань задачі. При виконанні команди IRET наприкінці обробки переривань відбувається перехід до перерваної задачі з відновленого старого TSS. Перед тем, как переключить процессор в ЗР, надо выполнить такие действия:

- Подготовить в ОП глобальную таблицу дескрипторов GDT. В этой таблице должны быть созданы дескрипторы для всех сегментов, которые будут нужны программе сразу после того, как она переключится в ЗР.
- Для обеспечения возможности возврата из ЗР в РР необходимо записать адрес возврата в в область данных BIOS по адресу 0040h:0067h, а также записать в CMOS-память в ячейку 0Fh код 5. Этот код обеспечит после выполнения сброса процессора передачу управления по адресу, подготовленному нами в области данных BIOS по адресу 0040h:0067h.
- Запретить все маскируемые и немаскируемые прерывания.
- Открыть адресную линию A20.
- Запомнить в ОП содержимое сегментных регистров, которые необходимо сохранить для возврата в РР, в частности, указатель стека РР.
- Загрузить регистр GDTR.

Для переключения процессора из РР в ЗР можно использовать, такую последовательность команд:

```
mov ax, cr0
or ax, 1
mov cr0, ax
```

Обеспечение возможности возврата в РР:

```
push ds ; готовим адрес возврата
mov ax, 40h ; из защищённого режима
mov ds, ax
mov [WORD 67h], OFFSET
shutdown_return
mov [WORD 69h], cs
pop ds
cli ; запрет прерываний
in al, INT_MASK_PORT
and al, 0ffh
out INT_MASK_PORT, al
mov al, 8f
out CMOS_PORT, al
```

53. Способи орг. перек. задач

РР: При використанні синхронізації примітивів програми обробки переривань звертаються до функції зміни стану примітиву, щоб далі звернутися до супервізора і змінити стан виконуваної задачі. 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. ЗР: Переключение задач осуществляется или программно (командами CALL или JMP), или по прерываниям (например, от таймера). 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. При переходе к выполнению процедуры, процессор запоминает лишь точку возврата (CS:IP). Поддержка многозадачности обеспечивается:

- Сегмент состояния задачи (TSS).
- Дескриптор сегмента состояния задачи.
- Регистр задачи (TR).
- Дескриптор шлюза задачи.
- Переключение по прерываниям.

Может происходить как по аппаратным (АП), так и программным прерываниям (ПП) и исключениям. Для этого соответствующий элемент в IDT должен являться дескриптором шлюза задачи. Он содержит селектор, указывающий на дескриптор TSS. При обращении к шлюзу проверяется CPL < DPL.

Программное переключение задач выполняется по инструкции межсегментного перехода (JMP) или вызова (CALL). Для того чтобы произошло переключение, команда JMP или CALL может передать управление дескриптору TSS или шлюзу задачи.

```
JMP dword ptr adr_sel_TSS
(/adr_task_gate)
CALL dword ptr adr_sel_TSS
(/adr_task_gate)
```

Операция переключения задач сохраняет состояние процессора (в TSS текущей задачи), и связь с предыдущей задачей (в TSS новой задачи), загружает состояние новой задачи и начинает ее выполнение. Задача, вызываемая по JMP, должна заканчиваться командой обратного перехода. В случае CALL возврат должен происходить по команде IRET. Переключение задачи состоит из действий выполняемых одной из команд JMPPAR, CALLTAR или RET при NT = 1:

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

При переключении всегда сохраняется состояние уходящей.

57. Орг. захисту пам. в проц.

NX (XD) — атрибут страницы памяти в архитектурах x86 и x86-64, который может применяться для защиты системы от программных ошибок, а также использующих их вредоносных программ. NX (No eXecute) — терминология AMD. Intel называет этот атрибут XD-бит (eXecution Disable). Память разделяется на страницы, имеющие определенные атрибуты, от был добавлен запрет исполнения кода на странице. Такая страница может быть использована для хранения данных, но не кода. При попытке передать управление на такую страницу процессор сформирует особый случай ошибки и программа будет завершена аварийно. Атрибут защиты от исполнения давно присутствовал в других микропроцессорных архитектурах, однако в x86-системах такая защита реализовывалась только на уровне программных сегментов, механизм которых давно не используется. Современные программы четко разделяют на сегменты кода («text»), данных («data»), неинициализированных данных («bss»), а также динамически распределяемую область памяти, которая подразделяется на кучу («heap») и программный стек («stack»). Если программа написана без ошибок, указатель команд никогда не выйдет за пределы сегментов кода, однако, в результате ошибок, управление может быть передано в другие области памяти. При этом процессор будет выполнять случайную последовательность команд, за которые он будет принимать хранящиеся в этих областях данные, до тех пор, пока не встретит недопустимую последовательность, или попытается выполнить операцию, нарушающую целостность системы, которая вызовет срабатывание системы защиты. Также процессор может встретить последовательность, интерпретируемую как команды перехода к уже пройденному адресу. В таком случае программа «зависнет», забрав 100 % процессорного времени. Для предотвращения подобных случаев был введен этот атрибут: если некоторая область памяти не предназначена для хранения кода, то все её страницы должны помечаться NX-битом и в случае попытки передать туда управление ОС тут же аварийно завершит программу, сигнализировав выход за пределы сегмента (SIGSEGV). Основным мотивом введения было не обеспечение быстрой реакции на подобные ошибки, а и что часто такие ошибки использовались. Один из сценариев атак состоит в том, что воспользовавшись переполнением буфера в программе, специально написанная вредоносная программа может записать некоторый код в область данных уязвимой программы таким образом, что в результате ошибки этот код получит управление и выполнит действия, запрограммированные злоумышленником (запрос выполнить программу, с помощью которой злоумышленник получит контроль над системой). Переполнение буфера часто возникает, когда разра-

ботчик программы выделяет некоторую область данных (буфер) фиксированной длины, но потом, манипулируя данными, никак не проверяет выход за её границы. В результате поступающие данные займут области памяти им не предназначенные, уничтожив имеющуюся там информацию. Очень часто временные буферы выделяются внутри процедур (подпрограмм), память для которых выделяется в стеке, в котором также хранятся адреса возвратов в вызывающую подпрограмму. Тщательно изучив код программы, злоумышленник может обнаружить ошибку, и теперь ему достаточно передать в программу такую последовательность данных, обработав которую, программа заменит адрес возврата в стеке на адрес, требуемый злоумышленнику, который также передал под видом данных некоторый код. После завершения подпрограммы инструкция возврата (RET) вытолкнет из стека в указатель команд адрес входа в процедуру злоумышленника. Теперь же, если передать управление стеку, то сработает защита. Хоть программу и можно заставить аварийно завершиться, но использовать её для выполнения произвольного кода становится очень сложно (для этого потребуется снятие программой NX-защиты). Однако некоторые программы используют выполнение кода в стеке или куче. Такое решение может быть связано с оптимизацией, динамической компиляцией или просто оригинальным техническим решением. Обычно, ОС предоставляют системные вызовы для запроса памяти с разрешенной функцией исполнения как раз для таких целей, однако многие старые программы всегда считают всю память исполнимой. Для запуска таких программ под Windows приходится отключать функцию NX на весь сеанс работы, и чтобы включить её вновь, требуется перезагрузка. NX-бит является самым старшим разрядом элемента 64-битных таблиц страниц, используемых процессором для распределения памяти в адресном пространстве. Если ОС использует 32-разрядные таблицы, то возможности использовать защиту страниц от исполнения нет. Защита программ и данных в процессоре i286. Взаимная защита программ и данных в MS DOS основана на соглашении о неиспользовании чужих областей. Но проблема заключается в том, что соглашение может быть нарушенно непреднамеренно в связи с ошибкой в программе. Для организации защиты информации необходимо:

- Запретить пользовательским программам обращаться к областям, содержащим системную информацию (таблицы устройств, переменные);
- Закрыть доступ пользовательских программ к памяти и устройствам, распределенным для других программных модулей (пользовательских и ОС);
- Исключить влияние программ друг на друга через систему команд и исполняющую систему (зависание или программный останов одной задачи не должен влиять на ход выполнения другой);
- Определить привила и очередность доступа к общим ресурсам.

Для решения этих задач используется:
1. Схема "супервизор и пользователь".
2 Система ключей для программ и памяти.
3 Система привилегированных команд.
В реальных системах используются комбинации описанных схем защиты.

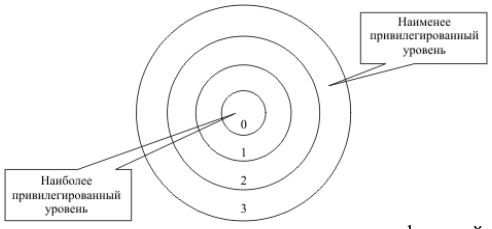
58. Орг. захисту пам. в ОС

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.
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 внешнем устройстве,
- обращаться к данным других программ,
- вызывать другие программы.

Различаются 4 уровня привилегий:

- уровень 0 – ядро ОС, обеспечивающее инициализацию работы, управление доступом к памяти,



защиту и ряд других жизненно важных функций, нарушение которых выводит из строя процессор;

- уровень 1 – основная часть программ ОС;
- уровень 2 – служебные программы ОС;
- уровень 3 – прикладные программы.

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, процедуры для обращения к устройствам ввода-вывода в 1, а прикладные программы в 3. Для гарантированного разделения данных и кодов необходимо использовать гораздо больше информации о сегменте, чем это возможно в РР. В ЗР загружается селектор, в котором хранится указатель на 8-байтный блок памяти – дескриптор, в котором хранится вся нужная информация о сегменте. Эти блоки хранятся в сегментах памяти, называемых таблицами дескрипторов: глобальной – GDT, локальной – LDT, определяемой для каждой задачи и прерываний – IDT, замещающей таблицу векторов прерываний РР. Селектор содержит относительный адрес в таблице бит типа таблицы: bl = 0 – для LDT, bl = 1 – для GDT, а также 2 битовое поле запрашиваемого уровня привилегий для контроля правильности доступа в механизме защиты. Поле предела позволяет аппаратно контролировать выход адреса за пределы сегмента. Бит присутствия p дает возможность управления виртуальной памятью: p = 1, когда сегмент присутствует в ОП, иначе он на диске.

59. Орг. вірт. пам. в ОС

Задача віртуальної пам'яті виникла у зв'язку з тим, що на різних комп'ютерах не завжди вистачало фізичної пам'яті для розв'язання складних задач. Для забезпечення такої ідеї використовуються наступні засоби:

- використання overlay компонувальників, що забезпечує часткове завантаження окремих модулів програми по мірі її виконання;
- динамічне завантаження виконавчих модулів виконується програмістом.

Віртуальна пам'ять в основному розташовується на жорсткому диску, тобто коди і адреси – в ОП, а інші дані – на диску. Але так як процесор може обробляти лише коди, занесені в ОП, то треба розв'язати задачу розміщення в ОП тих фрагментів даних, що були на жорсткому диску. Використовуються або методи заміщення сегментів, або методи заміщення сторінок. Для цього були введені дескриптори сегментів для прямого доступу до пам'яті. Довжина сторінки пам'яті – 4 Кб. Старші 20 розрядів виконавчої адреси визначають номер сторінки. Щоб використовувати сторінкову організацію, треба завантажити таблицю сторінок. Якщо якась сторінка у віртуальній пам'яті відсутня, виконується переривання і послідовність таких дій:

- пошук вільної рідко необхідної сторінки;
- збереження сторінки на жорсткий диск;
- запис сторінки в ОП;
- корекція таблиці сторінок.

Віртуальна пам'ять реалізується як віртуальний драйвер, який збуджується при відсутності сторінок в ОП. Ядро ОС керує цим драйвером. Для правильної роботи такого драйверу при завантаженні будь-якої програми в ОП потрібно сформувати таблицю сторінок для програми і розмістити в ОП, це дозволить зробити зв'язок між ОП і жорстким диском коли це буде потрібно в процесі виконання програми. 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 спецсегмент обміну даних, який розміщувався на диску і встановлювалась відповідність блоків сегментів обміну сегментам віртуальної пам'яті. В процесорах типу Pentium було передбачено включення до дескрипторів сегментів біту їх наявності в ОП, коли відповідна пам'ять відтворюється на диску цей біт установлюється в 0, і при спробі звернення до такої пам'яті запускався обробник переривань, який ініціює збереження змінних даних на диску і перенесення потрібних даних з області обміну в ОП. Така 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. В таблиці сторінок для кожної сторінки фіксується фізична адреса для якої відповідні дані. Перерахунок логічних даних на фізичні виконується апаратурою процесора, що не потребує додаткового часу, не впливає на швидкість. Якщо відповідна сторінка відсутня в ОП, разом з блоком суміжних сторінок зчитується з дискової області обміну, або з дискової проекції в ОП. Таким чином для ефективної роботи віртуальної пам'яті в сучасній ОП важливо зберегти файли інформації в форматах що відповідає проекціям сторінок на диск. Для підвищення надійності виконання прикладних програм в версіях Windows NT і вище крайні адреси віртуальної пам'яті розміром 64 Кб не використовуються для розміщення кодів і даних програм. Вони розглядаються як резервні, щоб уникнути помилкових звертань до пам'яті. Фактично це блокує виконання неефективних машинних програм, які можуть виникнути в результаті помилок програмування. Адресний простір задач (може охоплювати до 4 Гб) розбивається на 2 частини: одна зберігає інформацію задачі; друга – використовує інтерфейс програм введення-виведення. При побудові сучасних ОС віртуальна пам'ять також ініціалізується як спеціальна служба ОС, яка при створенні нової задачі будує відповідні таблиці задач і виконує розподіл даних між ОП та дисковими областями обміну. При виконанні переривань за відсутності сторінок в ОП сервер ЗР виконує потрібне заміщення сторінок між ОП.

60. Орг. роб. кор., р. і ауд. в ОС

У системах розділення часу пропонується рівноправне обслуговування всіх процесів по черзі, щоб користувач бачив просування своєї задачі. Для цього кожному користувачу по черзі надається квант процесорного часу, за який відбувається виконання якоїсь частки задачі. І маємо комбінацію різних способів управління. Распространение многопользовательских систем потребовало решения задачи разделения полномочий, позволяющей избежать возможности модификации исполняемой программы или данных одной программы в памяти компьютера другой (содержащей ошибку или злонамеренно подготовленной) программы, а также модификации самой ОС прикладной программой. Реализация разделения полномочий в ОС была поддержана разработчиками процессоров, предложивших архитектуры с двумя режимами работы процессора — «реальным» (в котором исполняемой программе доступно всё адресное пространство

компьютера) и «защищённым» (в котором доступность адресного пространства ограничена диапазоном, выделенном при запуске программы на исполнение).

61. Ієрарх. орг. прог. введ.-вивед.

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 процессор получает прерывание, и управление передается программе обработки прерываний из состава ОС. Затем она передает управление другому заданию. Рассмотрим структуру программ ввода-вывода одного физического элемента, обрабатываемого внешним устройством. Общая схема процедуры обмена:

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

Эту последовательность действий для драйвера ввода устройства, можно записать так:

```
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
```

Номера управляющих портов (cmPrt и stPrt) и порта данных (dtPrt), а также коды команд внешнего устройства (cmOn и cmOff) и маски контроля разрядов порта состояния (avMask и rdyIn) должны быть определены в начале программы. Если номера портов имеют значения больше 0ffh, то команды IN и OUT следует заменить парами операций:

```
MOV DX,cmPrt ; подготовка адреса
OUT DX,AX
```

Основною проблемою раніше була організація ефективного введення-виведення з одночасною роботою процесора над розв'язанням інших задач.

62. Необ. син. дан. в зад. вв.-вив.

Для синхронізації обміну даними між процесами важливо забезпечити гарантовану передачу повністю підготовлених даних, щоб уникнути помилок. Такі задачі покладаються на спеціальні системні об'єкти – синхронізуючі примітиви. Операції з такими об'єктами розглядаються як неподільні (не можна переривати поки не закінчаться). До таких об'єктів в Windows відносять: взаємні виключення (mutex), критичні секції, семафори, події (event). Mutex – об'єкт, який може бути в двох станах (вільному та зайнятому). При запиті блокується можливість повторного зайняття цього об'єкту іншим процесом, аж до його звільнення. Це дозволяє виконувати доступ до об'єкту лише однією задачею. Звичайно mutex формується в ОС і може бути доступним за іменем з будь-якої задачі, тобто він дозволяє синхронізувати процеси взаємодії з будь-яких автономних процесів або задач. Критичні секції виконують ті ж самі функції, але є всього лише внутрішніми об'єктами одного процесу або задач. Тому з цього боку вони обробляються швидше, але мають обмежене використання. Семафори можна розглядати як узагальнення взаємних виключень на випадок використання груп схожих об'єктів. (Mutex – семафор з одним можливим значенням лічильника). Події вважаються більш складними примітивами і змінюють відповідний елемент пам'яті з 0 на 1 спеціальними функціями. Це дозволяє перевірити закінчення процесів і організувати очікування.

```
typedef struct _RTL_CRITICAL_SECTION
{
PRTL_CRITICAL_SECTION_DEBUG
DebugInfo; // Используется операционной системой
LONG LockCount; // Счетчик использования этой критической секции
LONG RecursionCount; // Счетчик повторного захвата из нити-владельца
HANDLE OwningThread; // Уникальный ID нити-владельца
HANDLE LockSemaphore; // Объект ядра используемый для ожидания
ULONG_PTR SpinCount; // Количество холостых циклов перед вызовом ядра
}                RTL_CRITICAL_SECTION,
*PRTL_CRITICAL_SECTION;
// Нить №1
void Proc1() {
::EnterCriticalSection(&m_lockObject)
;
if (m_pObject) m_pObject -> SomeMethod();
::LeaveCriticalSection(&m_lockObject)
;}
// Нить №2
void Proc2(IObject *pNewObject) {
::EnterCriticalSection(&m_lockObject)
;
if (m_pObject) delete m_pObject;
m_pObject = pNewobject;
::LeaveCriticalSection(&m_lockObject)
;}
```

63. Способи орг. драйв. в ОС

ОС управляет некоторым «виртуальным устройством», которое понимает стандартный набор команд. Драйвер переводит их в команды устройства. Эта идеология называется «абстрагирование от аппаратуры». Драйвер состоит из нескольких функций, которые обрабатывают события ОС:

- загрузка драйвера – регистрация в системе;
- выгрузка – освобождает захваченные ресурсы;
- открытие драйвера – начало основной работы.

Обычно драйвер открывается программой как файл, функциями CreateFile() в Win32 или fopen() в UNIX;

- чтение;
- запись – программа читает/записывает данные;
- закрытие – операция освобождает занятые при открытии ресурсы и уничтожает дескриптор файла;
- управление вводом-выводом – драйвер поддерживает специфичный интерфейс ввода-вывода.

Найпростіший драйвер має в собі наступні блоки:

1. Видача команди на підготовку до роботи.
2. Очікування готовності зовнішнього пристрою.
3. Виконання власне операцій обміну.
4. Видача команд призупинки роботи пристрою.
5. Вихід з драйверу.

В простих системах підготовка пристрою до роботи виконується видачею сигналів на порти управління командами OUT. В РР ці команди можуть бути використані в будь-якій задачі, а в ЗР лише на так званому 0 рівні захисту. Очікування готовності в найпростіших драйверах організовано шляхом зчитування біту стану пристрою з наступним переведенням біту готовності. Для того, щоб уникнути такого, в подальшому стали використовувати систему апаратних переривань. Звичайно драйвери розділяють на статичну та динамічну складові. Статична складова готує драйвер до роботи, настроюючи динамічну частину або переривання. Драйвери будуються як служби або сервіси ОС, які розглядаються як об'єкт, що має бути реєстрованим.

```
DRIVER SEGMENT PARA
ASSUME     CS:DRIVER,     DS:NOTHING,
ES:NOTHING
ORG 0
START EQU $ ; Начало драйвера
; ЗАГОЛОВОК ДРАЙВЕРА
dw -1,-1 ; Следующий драйвер
dw ATTRIBUTE ; Слово атрибутов
dw offset STRATEGY ; Точка входа в
dw offset INTERRUPT ; Точка входа в
db    8    dup    (?)    ;    Количество
устройств/поле имени
; РЕЗИДЕНТНАЯ ЧАСТЬ ДРАЙВЕРА
req_ptr dd ? ; Указатель на заголовок
запроса
; ПРОГРАММА СТРАТЕГИИ
; Сохранить адрес заголовка запроса в
REQ_PTR. Находится в 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
заголовке запроса адрес в REQ_PTR в
форме СМЕЩЕНИЕ:СЕГМЕНТ.
INTERRUPT PROC FAR
pusha
lds bx, cs:[req_ptr] ; Получить адрес
заголовка запроса
INTERRUPT ENDP
DRIVER ENDS
END
```

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

Иногда драйвер заменяет определенные аспекты BIOS и несет ответственность за обработку характеристик обслуживаемых аппаратных средств. В других драйверах физический ввод/вывод осуществляется исключительно через BIOS. Несмотря на отсутствие общих стандартов для резидентных программ, интерфейс между ОС и драйвером периферийного устройства жестко определен, поэтому они могут работать совместно. Драйверы бывают: ориентированные на символьный либо блоковый обмен. Драйверы, обслуживающие хранение и/или доступ к данным на дисках либо других устройствах прямого доступа, обычно ориентированы на блоковый. Они передают данные фиксированными порциями. Заголовок описывает возможности и атрибуты драйвера, присваивает имя драйверу символьного устройства и содержит NEAR (только смещение, одно слово) указатели на программы стратегий и прерываний, а также FAR (смещение и сегмент, двойное слово) указатель на следующий драйвер в цепочке драйверов (цепочка является однонаправленной). Указатель на следующий драйвер устанавливает MS-DOS сразу после завершения процедуры инициализации, а в самом драйвере ему должно быть присвоено начальное значение -1. Драйвер должен помещаться в 64 Кб памяти. Существенно то, что программа стратегий не осуществляет никаких операций ввода/вывода, а лишь сохраняет адрес заголовка запроса для последующей обработки программой прерываний. Под управлением MS-DOS программа прерываний вызывается сразу после программы стратегий. При поступлении сигнала готовности блок ПП генерирует команду int<Nвектора>.

64. Роль перер. в побуд. драйв.

В программе прерываний выполняется вся фактическая работа драйвера, поэтому она является наиболее сложной его частью. При вызове этой программы исследуется командный байт ранее сохраненного заголовка запроса. 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 после завершения процедуры. Слово, хранящее состояние после возврата, разбито на несколько полей. Оно содержит бит ошибки, бит выполнения и бит занятости. 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 прерываний это не то же самое, что программа обработки прерываний, которая может присутствовать в качестве необязательной части работающего по прерываниям драйвера. На самом деле, 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 ; Следующий драйвер
dw ATTRIBUTE ; Слово атрибутов
dw offset STRATEGY ; Точка входа в
dw offset INTERRUPT ; Точка входа в
db    8    dup    (?)    ;    Количество
устройств/поле имени
; РЕЗИДЕНТНАЯ ЧАСТЬ ДРАЙВЕРА
req_ptr dd ? ; Указатель на заголовок
запроса
; ПРОГРАММА СТРАТЕГИИ
; Сохранить адрес заголовка запроса в
REQ_PTR. Находится в 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
заголовке запроса адрес в REQ_PTR в
форме СМЕЩЕНИЕ:СЕГМЕНТ.
INTERRUPT PROC FAR
pusha
lds bx, cs:[req_ptr] ; Получить адрес
заголовка запроса
INTERRUPT ENDP
DRIVER ENDS
END
```

65. Пр.-ап. взаєм. при обр. перер.

В РР имеются ПП и АП. ПП инициируются командой INT, АП – 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. Она располагается в самом начале ОП, её физический адрес 00000. Состоит из 256 элементов по 4 байта, 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. Далее из таблицы выбираются новые значения для CS и IP, при этом управление передаётся на процедуру обработки. Перед входом в процедуру принудительно сбрасываются флажки трассировки TF и IF. Поэтому если процедура прерывания сама должна быть прерываемой, то необходимо разрешить прерывания командой STI. 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 АП маскируемых, то в компьютере IBM AT и совместимых с ним существует всего шестнадцать таких прерываний, обозначаемых IRQ0-IRQ15. В РР для обработки IRQ0-IRQ7 используются вектора от 08h до 0Fh, а для IRQ8-IRQ15 – от 70h до 77h. В ЗР все прерывания разделяются на два типа – обычные прерывания и исключения. Обычное инициируется командой INT (ПП) или внешним событием (АП). Перед передачей управления процедуре обработки обычного прерывания флаг IF сбрасывается. Исключение происходит в результате ошибки, возникающей при выполнении какой-либо команды. По своим функциям исключения соответствуют зарезервированным для процессора внутренним прерываниям РР. Когда процедура обработки исключения получает управление, флаг IF не изменяется. Поэтому в мультизадачной среде особые случаи, возникающие в отдельных задачах, не оказывают влияния на выполнение остальных задач. В ЗР прерывания могут приводить к переключению задач. Одна и та же процедура обработки прерывания может использоваться для нескольких устройств ввода-вывода (например, если они используют одну линию прерываний, идущую к контроллеру прерываний), поэтому первое действие программы обработки состоит в определении устройства. Зная его, мы можем выявить процесс, который инициировал выполнение операции. Дальше нужно определить успешность завершения операции.

66. Особливості роботи з КПП

БПП формирует по сигналам от внешних устройств управляющие сигналы на центральный процессор и номера векторов прерывания. АП, используемые для обработки вектора, определяются конструкцией компьютера и, прежде всего, способом подключения сигналов прерывания к БПП и способом его программирования в BIOS. Для машин типа IBM/AT и последующих BIOS использует такие векторы прерываний внешних устройств: 08h-0fh – прерывания IRQ0-IRQ7; 70h-77h – прерывания IRQ8-IRQ15. Организация обработки АП обеспечивается процедурами – обработчиками прерываний и выполняющими самостоятельные вычислительные процессы, инициированные сигналами с внешних устройств. Последовательность действий обработчика близка к последовательности действий драйвера, но имеет несколько особенностей:

- при входе в обработчик прерываний обработка новых прерываний обычно запрещается;
- необходимо сохранить содержимое регистров, изменяемых в обработчике;
- поскольку прерывание может приостановить любую задачу, то нужно позаботиться о корректном состоянии сегментных регистров в начале обработчика или в процессе переключения задач;
- выполнить базовые действия драйвера;
- для того, чтобы разрешить обработку новых прерываний через этот блок необходимо выдать на БПП последовательность кодов окончания обработки прерывания (end of interruption) EOI;
- выдать синхронизирующую информацию готовности буферов для последующих обменов;
- если есть необходимость обратиться к действиям, которые связанны с другими АП, то это целесообразно сделать после формирования EOI, разрешив после этого обработку АП командой STI;
- перед возвратом к прерванной программе нужно восстановить испорченные регистры.

В конце кода каждого из обработчиков АП необходимо включать следующие 2 строчки кода для главного БПП, если обслуживаемое прерывание обрабатывается главным БПП:

```
MOV AL, 20H
OUT 20H, AL; Выдача EOI на БПП
```

Если обслуживаемое прерывание обрабатывается вспомогательным БПП компьютеров типа AT и более поздних, то еще 2 строчки:

```
MOV AL, 20H
OUT 0A0H, AL; Выдача EOI на БПП-2
```