

СИСТЕМА ПРЕРЫВАНИЯ УПРАВЛЯЮЩЕЙ ОДНОРОДНОЙ
ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СИСТЕМЫ

Л.С. Шум, Ю.Ч. Потапова

Рассмотрены организации и работа аппаратно - программной системы прерывания однородной вычислительной системы [1] и различные схемы выделения приоритетных заявок. Для схем выделения даны оценки по оборудованию и глубине.

Схемы выделения приоритетной заявки

Организация системы прерывания может быть программной, последовательной, циклической и матричной [2]. Последняя является наиболее гибкой, но требует больших затрат оборудования. Матричная система прерывания принимает и хранит заявки, выделяет приоритетную из их очереди и обеспечивает выполнение программы, соответствующей этой заявке.

Заявки поступают на разряды регистра приоритетов (РП), которые последовательно пронумерованы справа налево. Разряд с большим номером является приоритетным относительно всех с меньшими номерами. Заявке соответствует единичное состояние её разряда РП.

Рассмотрим три способа организации схем выделения разряда

РП с максимальным номером (левой единицы) из разрядов, имеющих единичное состояние: параллельный, последовательный и комбинированный.

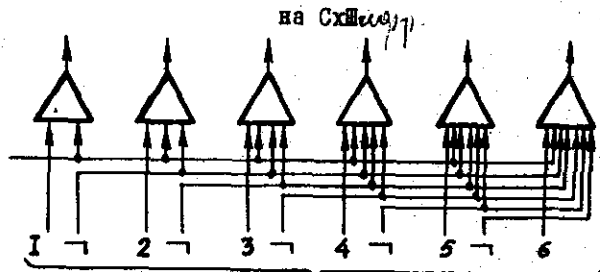


Рис.1. Схема параллельного выделения левой единицы. Δ - реализует конъюнкцию

Рассмотрим схему, приведенную на рис.1. На её входы подаются прямые и инверсные выходы разрядов РП. Глубина такой схемы равна единице, число входов

$$\frac{n^2 + n}{2} - 1,$$

где n - число разрядов РП.

Так как число входов реального вентиля не превосходит некоторой величины x , то конъюнкция большого числа переменных реализуется их каскадным соединением (рис.2). Глубину схемы

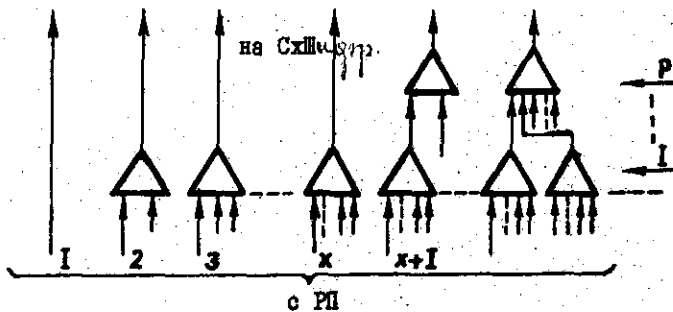


Рис.2. Схема параллельного выделения левой единицы при числе входов вентиля x

определяет число каскадов ρ последнего n -го разряда:

$$n \leq x^\rho, \quad \rho = \lceil \ln n / \ln x \rceil,$$

где скобки означают ближайшее большее целое число. Число входов вентиля этой схемы

$$C'_1 = \frac{x^{2\rho} + x^\rho}{2} - 1 + \frac{1}{2} x^{\rho-1} (x-1) + \frac{1}{2} (x-1) \sum_{i=1}^{\rho} x^{2\rho-i}.$$

Глубина схемы, представленной на рис. 3, составляет n , а число входов - $4n$.

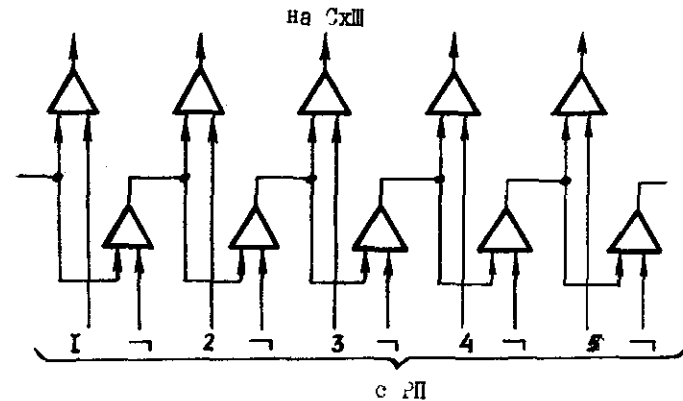


Рис.3. Схема последовательного выделения левой единицы.

При организации схемы (рис.4) предполагается, что все полюса выходов с триггеров РП равномерно размещены в ρ -мерном кубе так, что $x^\rho = n$, и положение каждого полюса определено значениями ρ координат. Выделение левой единицы производится последовательным определением значений её координат, каждое из которых служит для ограничения количества рассматриваемых полюсов в дальнейшем. Эти ограничения реализуются вентилями B . Любому полюсу соответствует свой вентиль. Сборки $CB_1 - CB_p$ группируют выходы вентиля B , выделяя в кубе поверхности $(\rho-1)$ -й размерности для каждого значения каждой из координатных осей. Схемы выделения CB (рис.4) выделяют поверхно-

Система прерывания элементарной машины

Элементарная машина управляющей линейной однородной вычислительной системы [1] имеет систему прерывания аппаратно-программного типа.

Прием и хранение заявок, наблюдение за изменениями в их очереди и определение момента прерывания производится устройством, блок-схема которого дана на рис.6.

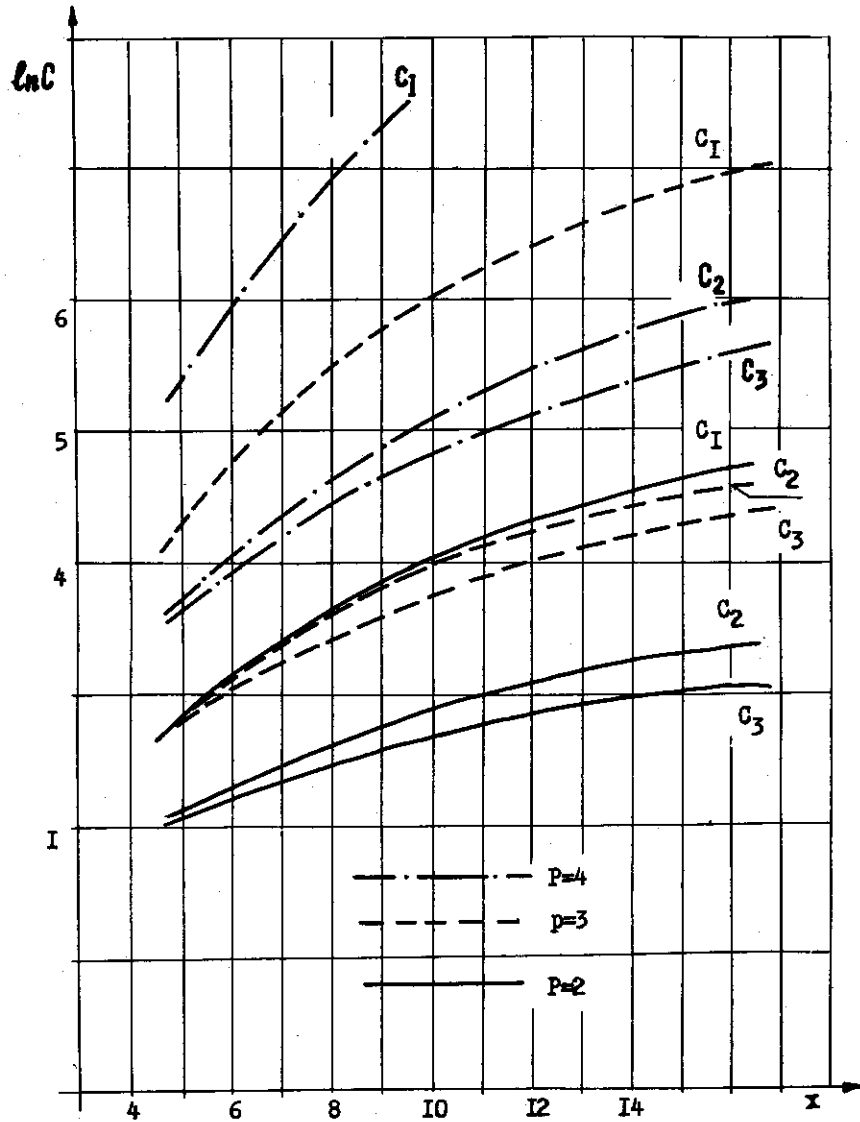


Рис.5. Зависимости $C_1(x, \rho)$, $C_2(x, \rho)$, $C_3(x, \rho)$.

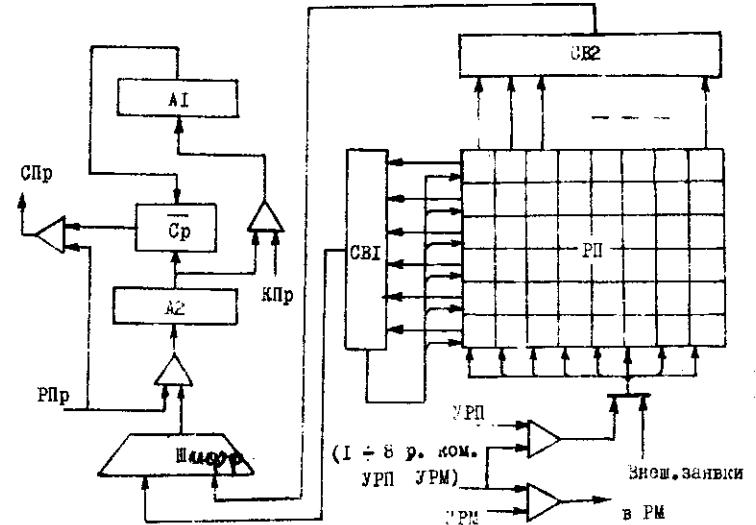


Рис.6. Устройство прерывания элементарной машины

Схема устройства выполнена по третьему способу для $\rho = 2$, $\alpha = 8$. Число разрядов РП меньше α^ρ и равно 48. Это определено структурой машины и возможностями её электронных элементов [3].

Разрядам РП соответствуют разряды регистра маски (РМ), последний допускает запрещение рассмотрения заявок на РП. Занесение кодов на РП, РМ обеспечивается программно специальными командами УРП и УРМ соответственно [1]. В 1-8 разрядах этих команд содержится код, заносимый в РП (РМ), разряды 9-14 определяют номер строки, 15-й указывает предварительный сброс РП

(РМ). РМ имеет также входы для занесения внешних заявок.

Схемы выделения СВ последовательно-параллельны. Это обеспечило их простоту.

При работе устройства (рис.6) первым определяется номер строки, содержащей левую единицу. Сигналы со схемы СВ1 закрывают выходные вентили разрядов всех строк РМ, имеющих меньшие номера. Поэтому сборки по столбцам выдадут содержимое выделенной строки, которое поступает на схему СВ2, где выделяется столбец с левой единицей. Шифратор Ш образует номера (строки и столбца), которые, будучи поставлены рядом, определяют порядковый номер разряда РМ, соответствующего приоритетной заявке. С шифратора полученное значение номера заносится на регистр А2. На А1 находится номер заявки, которая была приоритетной в предыдущем цикле проверки очереди заявок. Несовпадение содержимого регистров А1 и А2 обнаруживается схемой СР. Она вырабатывает в этом случае сигнал прерывания СПр, по которому производится безусловная передача управления на программу прерывания (ПП).

Для работы ПП в систему команд машины введены две специальные команды: начала ПП и конца КП прерывания.

Программа ПП записана в памяти, начиная с $(k+1)$ -го адреса. По сигналу СПр на регистре операций машины устанавливается код команды ПП и адрес k . Далее исполняется сама команда ПП. При этом снимается сигнал РПр, в память по адресу k записывается содержания командного регистра адреса и регистров признаков ω , Ω и φ прерываемой программы. Следующей выполняется первая команда программы ПП, расположенная по адресу $k+1$, и т.д. В первой половине ПП производится запись значений регистров машины для прерываемой программы в специально отведенное поле памяти. Записываются результат последней операции, константа модификации адреса, адрес исполненной команды и признаки ω , Ω и φ .

Во второй половине ПП производится чтение значений регистров машины для прерываемой программы и рассылка их по соответствующим местам. Команда КП завершает рассылку, содержимое регистра А2 передает по сигналу КПр в регистр А1, разрешает выдачу сигнала РПр и передает управление новой программе.

Программа ПП для записи значений регистров использует че-

тыре ячейки памяти. Исполнительный адрес команды образуется по следующему правилу:

$$A_i^{(учет)} = \alpha + i + (A1) \cdot 2^{+2},$$

где $i = 0, 1, \dots, 3$, а α — начальный адрес поля памяти, отведенного для прерывания, сумма $(\alpha + i)$ задается в адресной части команды. Образование $A_i^{(учет)}$ при чтении аналогично.

Возможность модификации адреса по (А1) и (А2) предусмотрена для всех команд. Благодаря этому легко определяется программно номер приоритетной заявки.

В ы в о д и

Комбинация аппаратных и программных средств позволяет создать системы прерывания с требуемым числом уровней и временем реакции при относительно малых затратах оборудования.

Рассмотренная система прерывания реализована в элементарных машинах однородной вычислительной системы. Она показала удобство и надежность в работе.

Л И Т Е Р А Т У Р А

1. И.С. ШУМ, Ю.К. ДМИТРИЕВ, Ю.Ф. ТОМИЛОВ, Ю.Н. ПОТАПОВА. Управляющая линейная однородная вычислительная система. Данный сборник, стр.89-106.
2. E.R. BORGERS. Characteristics of Priority Interrupts.- Datamation, 1965, v.11, N 6, pp.31-34.
3. Ю.К. ДМИТРИЕВ, Ю.Ф. ТОМИЛОВ. Комплекс элементов управляющей однородной вычислительной системы. Данный сборник, стр.119-127.

Поступила в редакцию
4.У.1969 г.