

раннего и менее дорогостоящего обнаружения ошибок, обеспечить высокую эффективность рабочих программ.

### Л и т е р а т у р а

1. Мамиконов А.Г., Цвиркун А.Д., Кульба В.В. Автоматизация проектирования АСУ.-М: Энергоиздат, 1981.
2. Глушков В.М., Цейтлин Г.Е., Юценко Е.Л. Алгебра. Языки. Программирование.- Киев: Наукова думка, 1978.
3. Davio M., Thayse A., *Implementation and transformation of algorithms based on automata.* - *Philips Journal of Research*, Vol. 35, No. 2, 1980, pp. 122-144.
4. Bellegarde F., Finance J.P., Huc B., *A type of language for the deductive programming method.* - *Applied Computer Science*, 1979, Vol. 14, pp. 63-72.
5. V. Radhakrishna Mazhy, K.N. Raju. I.A. Bashmakov, *A formal Theory for Automation of Engineering Design.* - *Proc. Int. Conference Interact. Tech. Computer Aided Design, Bologna*, 1978, pp. 473-481.

УДК 681.325

В.В.Кладухин

### СОВМЕСТНОЕ ПРОЕКТИРОВАНИЕ ПРОГРАММНО-АППАРАТНОГО УПРАВЛЕНИЯ ОБМЕНОМ ИНФОРМАЦИЕЙ В СИСТЕМАХ АВТОМАТИЗАЦИИ ЭКСПЕРИМЕНТА (г.Свердловск)

Характерной чертой многих систем автоматизации научного эксперимента является распределенное управление процессом сбора информации, которое реализуется путем согласованного распределения функций по программным и аппаратным средствам управления. При этом обеспечить согласование при раздельном проектировании программной и аппаратной компонент трудно в виду многообразия их форм и условий взаимодействия.

Ниже предлагается подход к их совместному проектированию, сущность его состоит в том, что в качестве отправной точки рассматривается единое описание всего процесса управления, из которого получают уже путем его декомпозиции описание программной и аппаратной компонент.

## Описание процесса управления

При задании управления обменом информацией будем исходить из того, что оно определяется из совокупности переменных двух типов: аппаратных дискретных переменных, образующих множество  $X_A$  и имеющих физическое представление в виде дискретных сигналов, и программных дискретных переменных, образующих множество  $X_P$  и не имеющих физического представления.

Полагаем, что известен набор функциональных преобразований и их распределение по программной и аппаратной компонентам.

Тогда процесс управления, определяемый значениями из  $X_A \cup X_P$ , можно описать языком логических схем алгоритмов (ЛСА) [1]. С учетом вышесказанного ЛСА управления обменом информацией представляет собой композицию двух типов операторов: условных  $\{P_i, i=1, \bar{m}\}$ , осуществляющих анализ переменных из  $X_A \cup X_P$  и определение очередного функционального преобразования, и функциональных  $\{O_j, j=1, \bar{N}\}$ , выполняющих функциональные преобразования информации. Причем каждый  $O_j$  может быть трех видов:  $\langle f_{PA} \rangle$ ,

$\langle f_A, f_P \rangle$  или  $\langle f_{AP} \rangle$ , где

$f_A: \bar{X}_A \times \bar{I}_A \rightarrow \bar{X}_A \times \bar{I}_A$  - аппаратное преобразование,

$f_P: \bar{X}_P \times \bar{I}_P \rightarrow \bar{X}_P \times \bar{I}_P$  - программное преобразование,

$f_{AP}: \bar{I}_A \rightarrow \bar{I}_P$  - аппаратно-программное преобразование,

$f_{PA}: \bar{I}_P \rightarrow \bar{I}_A$  - программно-аппаратное преобразование.

Здесь  $\bar{I}_A$  и  $\bar{I}_P$  - информационные переменные, не входящие в условные операторы и локализованные в соответствующих компонентах.

Таким образом, множество функциональных операторов  $O$  представляет собой произведение аппаратных и программных функциональных преобразований  $O = O_A + O_P$ , где

$O_A$  - совокупность преобразований вида  $f_A, f_{PA}, f_{AP}$ , а

$O_P$  - совокупность преобразований вида  $f_P, f_{PA}, f_{AP}$ .

## Автоматная интерпретация описания

Каждой ЛСА можно поставить в соответствие ориентированный граф  $G(V, E)$ , в котором  $V$  - множество вершин, а  $E$  - множество дуг. Причем  $V$  изоморфно  $O$ , а  $E$  отражает соответствующие межоператорные переходы и взвешены условиями этих переходов, которые образуют множество  $X_A \times X_P$ . Очевидно, граф  $G$  оп-

реализует реализацию ЛСА автоматом следующего вида:

где  $X = \bar{X}_A \times \bar{X}_P$   $A = \langle X, Y, S, \delta, \lambda \rangle$ ,  
 - множество входов,  $Y = O_A \times O_P$  - множество вы-  
 ходов,  $S = V$  - множество состояний,  $\delta: S \times X \rightarrow S$  - функция перехо-  
 дов,  $\lambda: S \rightarrow Y$  - функция выходов.

### Программно-аппаратная декомпозиция

Переменные  $X_A$  и  $X_P$  и функциональные операторы  $O_A$  и  $O_P$ , локализованные соответственно в аппаратной и программной компонентах, позволяют рассматривать их как естественную основу для проведения декомпозиции. При этом можно найти такое расчленение, когда функционирование каждой из компонент определяется по возможности лишь локализованными в ней переменными и направлено на управление порядком выполнения соответствующих ей преобразований. Очевидно, такое определение компонент минимизирует обмен по управлению, сводя его к передаче недостающей информации. Выполнение такой декомпозиции может базироваться на основе общей декомпозиции автоматов [2].

Для любого автомата  $A = \langle X, Y, S, \delta, \lambda \rangle$ , где  $X = X_0 \times X_1$ ,  $Y = Y_0 \times Y_1$ ,  $\delta: X \times S \rightarrow S$ ,  $\lambda: S \rightarrow Y$ , всегда найдется двухкомпонентная декомпозиция на подавтоматы вида:

где  $A_0 = \langle X_0 \times Z_1, Y_0 \times Z_0, S_0, \delta_0, \lambda_0 \rangle$ ,  
 $\delta_0 = X_0 \times Z_1 \times S_0 \rightarrow S_0$ ,  $\lambda_0: S_0 \times Z_1 \rightarrow Y_0 \times Z_0$ ,  
 $A_1 = \langle X_1 \times Z_0, Y_1 \times Z_1, S_1, \delta_1, \lambda_1 \rangle$ ,  
 где  $\delta_1 = X_1 \times Z_0 \times S_1 \rightarrow S_1$ ,  $\lambda_1: S_1 \times Z_0 \rightarrow Y_1 \times Z_1$ .

При этом следует заметить, что их согласованное функционирование будет происходить лишь при синхронной смене состояния у подавтоматов, что обусловлено потребностью в постоянном соответствии состояния источника значению сообщения  $Z_i$  и состояния его приемника. Значительное различие времени выполнения операторов из  $O_A$  и  $O_P$  требует автономного функционирования компонент, которое может быть получено путем соответствующей модификации функций переходов и выходов автоматов под асинхронный обмен типа "запрос-ответ". В этом случае компонента-передатчик  $A_i$  осуществляет выдачу сообщения  $Z_i$  лишь при наличии сигнала запроса  $P_{i \rightarrow j}$  приемника, и переход передатчика в новое состояние невозможен до тех пор, пока он не получит от приемника подтверждение  $P_{j \rightarrow i}$  о при-

еме сообщения  $Z_i$ . Компонент-приемник  $Z_{i \oplus 1}$ , в свою очередь, формирует запрос  $Q_{i \oplus 1}$  лишь в состояниях, требующих  $Z_i$ , и посылает подтверждение  $P_{i \oplus 1}$  лишь по получении  $G_i$ , подтверждающего достоверность  $Z_i$ . В соответствии с вышесказанным компонента  $A_i, i=0,1$  примет вид:

$$A_i^m = \langle X_i * Z_{i \oplus 1} * G_{i \oplus 1} * Q_{i \oplus 1} * P_{i \oplus 1}, Y_i * Z_i * G_i * Q_i * P_i, S_i, \delta_i^m, \lambda_i^m \rangle$$

где  $\delta_i^m: X_i * Z_{i \oplus 1} * P_{i \oplus 1} * S_i$ , причем значение  $P_{i \oplus 1}$  влияет на значение  $\delta_i$  лишь для тех  $\delta \in S_i$ , для которых в  $\delta_i$  значение  $Z_{i \oplus 1}$  существенно,

$$\lambda_i^m: S_i * Z_{i \oplus 1} * Q_{i \oplus 1} * G_{i \oplus 1} \rightarrow Y_i * Z_i * G_i * Q_i * P_i,$$

причем запрос посылается лишь в состоянии  $\delta \in S_i$ , для однозначности перехода из которого значение  $Z_{i \oplus 1}$  необходимо.

Приведенное асинхронное взаимодействие обеспечивает правильность функционирования лишь в случае отсутствия влияния  $Y_i$  на  $X_{i \oplus 1}$ . В рассматриваемом же приложении такая связь осуществляется через обмен по информационным переменным. Для того, чтобы не возникало преждевременное изменение значений переменных из  $X_A(X_P)$  искажающее процесс управления, необходимо расширить рамки условий применения подтверждающего сообщения  $P_A(P_P)$ . Суть состоит в том, что наряду с ранее введенными условиями его применения оно используется для определения перехода из тех состояний  $\delta_A \in S_A (\delta_P \in S_P)$  для которых существует такое последующее состояние, в котором порождается значение информационных переменных  $I_A(I_P)$ , в конечном итоге влияющих на  $X_P(X_A)$ . При этом в состоянии  $\delta_A (\delta_P)$  осуществляется запрос  $Q'_A(Q'_P)$ , содержащий информацию об этом состоянии, на основании которого и своего собственного  $\delta_P (\delta_A)$  вторая компонента определяет значение  $P_P(P_A)$ . Значение будет утвердительным лишь в том случае, когда для всех  $\delta'_P \in S_P (\delta'_A \in S_A)$ , имеющих общее с  $\delta_A (\delta_P)$  порождающее состояние исходного автомата  $A$ , не существует на графе переходов пути из  $\delta_P (\delta_A)$  в  $\delta'_P (S'_A)$  в котором порождалось бы значение переменной из  $X_P(X_A)$ .

Наличие директивных обменов, задаваемых  $f_{AP}$  и  $f_{PA}$ , также требует синхронизации компонент в соответствующих состояниях, для этого надо дополнить условия формирования  $Q_A(Q_P)$  и  $P_A(P_P)$ . К ранее введенным добавляются следующие:  $Q_A(Q_P)$  выдается в состояниях  $\delta_A (\delta_P)$ , соответствующих операторам типа  $f_{AP}$  и  $f_{PA}$ , а  $P_A(P_P)$  выдается по завершении определяемой ими передачи. С учетом сказанного компонентные функции переходов и выходов примут вид:

$$\delta_A: \bar{X}_A \times Z_P \times P_P \times S_A \rightarrow S_A$$

$$\lambda_A: S_A \times Z_P \times P_P \times Q_P \times Q_P' \times G_P \rightarrow D_A \times Z_A \times P_A \times Q_A \times Q_A' \times G_A$$

и

$$\delta_P: \bar{X}_P \times Z_A \times P_A \times S_P \rightarrow S_P$$

$$\lambda_P: S_P \times Z_A \times P_A \times Q_A \times Q_A' \times G_A \rightarrow O_P \times Z_P \times P_P \times Q_P \times Q_P' \times G_P.$$

## В ы в о д ы

Вышеизложенный подход к совместному проектированию программно-аппаратного управления обменом информацией в системах автоматизации экспериментов для случая двух компонент может быть просто обобщен на случай нескольких компонент, их реализация при этом может быть как " чисто " программной, так и " чисто " аппаратной, что позволяет рассматривать такой подход к декомпозиции ЛСА на асинхронно взаимодействующие компоненты как универсальный.

## Л и т е р а т у р а

1. Дьяченко В.Ф., Лазарев В.Г., Саввин Г.Г. Управление на сетях связи. -М.: Наука, 1967.
2. Hartzmanis J., Stearns R.E. „Algebraic Theory of Sequential Machines“, N.Y.

УДК 681.324

А.Н.Ковшов, М.К.Коршунов

О ЗАДАЧЕ ОПТИМИЗАЦИИ ПРИКЛАДНОГО НАУЧНОГО ЭКСПЕРИМЕНТА  
(г. Свердловск)

Рост числа прикладных исследований, усложнение средств автоматизации эксперимента вызывают необходимость разработки методов его оптимизации в целях сокращения затрат времени и средств на проектирование эксперимента, изготовление аппаратуры, ее мон-