ЛИТЕРАТУРА

1. **Василенко Ю. Г., Дубнищев Ю. Н., Коронкевич В. П. и др.** Лазерные доплеровские измерители скорости.— Новосибирск: Наука, 1975.
2. **Коронкевич В. П., Соболев В. С., Дубнищев Ю. Н.** Лазерная интерферометрия.— Новосибирск: Наука, 1983.
3. **Дубнищев Ю. Н., Ринкевичус Б. Г.** Методы лазерной доплеровской анемометрии.— М.: Наука, 1982.
4. **Ван де Хюлст Г.** Рассеяние света малыми частицами/Под ред. В. В. Соболева.— М.: Изд-во иностр. лит., 1961.
5. **Воронов А. А.** Основы теории автоматического управления.— М.— Л.: Энергия, 1965.

Поступила в редакцию 18 ноября 1983 г.

УДК 681.335.2

Л. К. САМОЙЛОВ, Г. И. ТКАЧЕНКО

(Таганрог)

МЕТОДЫ ФОРМИРОВАНИЯ ПРОГРАММ СБОРА ДАННЫХ В ИНФОРМАЦИОННО-ИЗМЕРИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМАХ

Большинство современных информационно-измерительных систем (ИИС) строятся как параллельно-последовательные системы, использующие временно́е уплотнение, когда каждый источник информации (например, первичный преобразователь — ПП) подключается на определенное время к каналу связи. Время, за которое происходит опрос всех N источников, называется циклом. Длина цикла определяется ПП с наименьшей граничной частотой $F_{\min}$, т. е. самым медленнодействующим ПП. За время цикла отдельные ПП могут опрашиваться несколько раз, если их граничные частоты F_i больше $F_{\min}$. Нетрудно показать, что требуемое число опросов каждого ПП за один цикл равно

$$n_i = [F_i/F_{\min}], \qquad (1)$$

где скобки [ ] означают, что $F_i/F_{\min}$ округляются до ближайшего большего целого числа. Это связано с тем, что число импульсов опроса не может быть дробным.

Длина цикла в тактах опроса или общее число опросов в цикле должны удовлетворять условию

$$Q \geqslant \sum_{i=1}^{N} n_i. \qquad (2)$$

Требуемая скорость передачи канала связи равна

$$F_{\text{к}} = DF_{\min}Q, \qquad (3)$$

здесь D — коэффициент, определяемый условиями восстановления информации (всегда $D > 2$).

При использовании знака равенства в (2) задача формирования программы заключается в том, чтобы объединить Q опросов в N групп с равномерным шагом и при условии, что каждый опрос может быть только в одной группе. Выполнение этого условия заставляет увеличивать n_i и Q, что часто значительно снижает эффективность использования канала связи, которая может быть оценена отношением

$$S_1 = \frac{\sum_{i=1}^{N} F_i}{F_{\min}Q}. \qquad (4)$$

Наиболее просто с максимальной эффективностью задача формирования решается при равенстве F_i (циклический опрос). Поэтому если F_i отличаются десятками процентов, то все F_i увеличивают до наибольшего значения $F_{\max}$ и задача формирования решается тривиальным образом при $Q=N$. Простота формирования циклической программы иногда является причиной ее применения в ущерб использованию канала связи. Для произвольного случая задача формирования носит комбинаторный характер. Это затрудняет выбор оптимального решения или получение ответа, что такой набор частот разместить нельзя. Имеют место частные случаи, когда определенные соотношения между n_i позволяют дать точный ответ на возможность формирования программы. Среди существующих наибольшее распространение получили алгоритмы, описанные в [1, 2], которые требуют выполнения условий

$$\frac{1}{F_i}=2^{k_i}\frac{1}{\sum\limits_{i=1}^{N}F_i},\quad i=\overline{1,N}; \tag{5}$$

$$\sum_{i=1}^{N}2^{-k_i}=1,\quad k>0 \text{ — целое число.} \tag{6}$$

Можно сделать четыре основных замечания по условиям (5) и (6).

Во-первых, при проектировании ИИС обычно задача ставится следующим образом: 1) заданы N и F_i, 2) необходимо определить число импульсов распределителя или емкость памяти устройства управления при адресном опросе и требуемую скорость передачи информации. Алгоритм (5), (6) в явном виде ответов на эти вопросы не дает.

Во-вторых, значение F_i находится в обеих частях (5), что затрудняет практический подбор F_i.

В-третьих, выбор коэффициентов 2^{k_i} сделан на основании утверждения, которое не выдерживает критики: «Учитывая, что схемы переключения каналов реализуются на элементах с двумя устойчивыми состояниями, целесообразно потребовать, чтобы отношения частот опроса различных каналов были кратны степени «двойки» [1, с. 104]. Приведем характерный пример. Пусть имеется шесть ПП с n_i {1, 1, 2, 2, 6, 6}. Эта группа полностью может быть сформирована в программу с $Q=18$. По условию [1] ее надо преобразовать в {1, 1, 2, 2, 8, 8}, что дает избыточность $Q=24$.

В-четвертых, условие (6), заключающееся в создании программы с отсутствием пропусков, является избыточным и приводит к дополнительному снижению эффективности. В самом деле, данные {1, 1, 2, 2, 8, 8} удовлетворяют условию (5) и могут быть размещены при $Q=24$, но условие (6) требует выбора $Q=32$ и дополнительного увеличения n_i для удовлетворения условию (6). Нетрудно видеть, что избыточность из-за применения алгоритма (5), (6) равна $32/18\cong 1{,}8$ раза. С теоретической точки зрения избыточность алгоритма [1] в предельном случае может быть четырехкратной.

Основным замечанием к алгоритму [1] следует считать то, что если заданы F_i и условия опроса таких ПП удовлетворяются программой, то с общих позиций совершенно безразлично, как будет использована избыточность, появившаяся при проектировании программы, нужно только, чтобы эта избыточность была минимальной. Конечно, желательно избыточность распределить равномерно и использовать полностью, но если это требует еще большей избыточности, то целесообразность выполнения дополнительных условий сомнительна.

Кроме того, реальные ИИС должны иметь синхронизацию по циклу. Для ее осуществления необходима передача одновременно с информационными синхронизирующих импульсов. Важность синхронизации по циклу заставляет применять помехоустойчивое кодирование импульса, что требует нескольких (q) соседних интервалов в цикле опроса.

Когда импульс синхронизации кодировался за один интервал опроса, то в задаче формирования программы он представлялся $(N+1)$-м

ПП с $F_{N+1}=F_{\min}$. При помехоустойчивом кодировании он должен представляться как q ПП с $F_{\min}$ и с обязательным условием расположения рядом интервалов опроса этих q ПП. Существующие программы не позволяют выполнять эти условия.

Условия формирования программ опроса могут быть определены в понятиях аналитической теории чисел [2]. Предположим, что заданы F_i, N, q. Нетрудно вычислить по формулам (1), (2) величины n_i; $q+\sum\limits_{i=1}^{N} n_i$. Легко видеть, что всегда $n_1=1$, а q тактов синхронизации также имеют максимальный шаг, т. е. $n_q=1$. Упорядочим множества n_i, сделав так, что $n_i \leqslant n_{i+1}$. Это приведет к тому, что $q+1$ первых членов этого множества будут равны единице. Задача формирования программы опроса заключается в определении минимального $Q \geqslant q+\sum\limits_{i=1}^{N} n_i$, которое позволяет объединить $q+\sum\limits_{i=1}^{N} n_i$ опросов в $N+q$ групп с равномерным шагом и при условии, что каждый опрос может быть только в одной группе, а q опросов максимального шага должны размещаться в соседних интервалах.

Рассмотрение задачи начнем с простого случая, когда не надо выполнять условия расположения рядом q импульсов синхронизации по циклу. Как показано в [3], задача формирования программ опроса может быть решена использованием понятий сравнений в теории чисел [3]. В упорядоченном множестве число ПП $(N+q)$ равно количеству классов вычетов, каждый класс определяет величину n_i, а модуль разложения — шаг следования отсчетов по одному каналу (Q/n_i). Опуская промежуточные доказательства, аналогичные приведенным в [3], запишем условие формирования программы по принятым исходным данным в виде

$$\underbrace{1\backslash 1\backslash \cdots \backslash 1}_{q+1}\backslash n_2\backslash n_3\backslash \cdots n_N\backslash Q; \tag{7}$$

$$Q \geqslant q+\sum_{i=1}^{N} n_i. \tag{8}$$

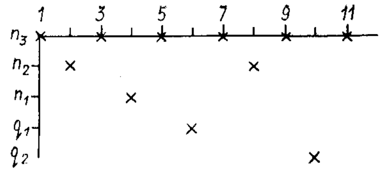
Знак $c\backslash d$ в (7) означает, что c является целым делителем d. Условия (7), (8) могут быть записаны в другом виде:

$$n_{i+1}\backslash n_{i+2}, \quad i=\overline{1,\ N-2}; \tag{9}$$

$$n_N\backslash Q; \tag{10}$$

$$Q \geqslant q+\sum_{i=1}^{N} n_i. \tag{11}$$

Такая запись допустима, потому что $n_1=n_q=1$, и всегда удовлетворяет любым условиям (7). Условия (7), (9) включают как частный случай условия (5), но допускают и другие варианты, которые, как было показано в приведенном ранее примере, дают более экономичный результат. Если алгоритм включает другой алгоритм как частный случай и при этом допускает формирование других, более эффективных программ, то он может считаться более оптимальным. Рассмотрим особенности алгоритма на примере. Пусть заданы $q=2$, $N=3$, $F_1=0{,}25$, $F_2=0{,}4$, $F_3=1{,}2$ кГц. В соответствии с (1) $n_2=2$, $n_3=5$. Для выполнения условия (9) необходимо увеличить n_3 до 6. Тогда $q+\sum\limits_{i=1}^{N} n_i=11$. Из условий (10) и (11)



выбираем $Q=12$. Эти такты опроса распределяются между ПП начиная с n_{max}, как показано в таблице. Из таблицы видно, что такты каждого ПП распределены с равномерным шагом и выполняется условие использования каждого такта 1 раз. Если не учитывать возможные отклонения F_i/F_{min} от целого значения, то эффективность программы равна $S = 10/12$. Двенадцатый такт в программе не используется, но это не влияет на информационные характеристики передаваемых значений ПП. В этот такт можно либо не передавать ничего, либо передавать любую информацию, в том числе и добавочную о каком-либо ПП, но без утверждения, что данный ПП опрашивается чаще, так как шаг опроса определяется наихудшим случаем. Улучшение условий дискретизации может произойти только для ПП с $n=1$, но программа не гарантирует точного значения величины, на которую уменьшается шаг опроса. Обратим внимание на необходимость формирования программы начиная с ПП, имеющего меньший шаг (n_{max}), как условия, позволяющего обеспечить формирование оптимальной программы.

Если необходимо выполнить условие расположения рядом q импульсов синхронизации, то задача формирования программы опроса усложняется. Можно показать, что по аналогии с (7), (8) q импульсов с $n_q=1$ разместятся рядом, если будут находиться в l группах с числом ПП в каждой группе, равным r_j, где

$$q+N=\sum_{j=1}^{l} r_j, \quad l \geqslant q. \tag{12}$$

Число импульсов опроса в каждой группе должно быть одинаковым. Действительно, если эти группы независимы, имеют одинаковое число импульсов и один и тот же цикл, то, размещая ПП с $n_1^j=1$ в начале цикла каждой группы, получим требуемый результат.

В каждой из l групп должны выполняться условия (9)—(11) при замене в (9), (10) N на r_j и при $q=0$ в (11), так как в новой системе q входит в значение r_j (12):

$$n_1^j \backslash n_2^j \backslash n_3^j \cdots \backslash n_{r_j}^j \backslash Q_j, \quad j=1, 2, 3, \ldots, l;$$

$$l \geqslant q, \quad n_1^j=1; \quad Q_j \geqslant \sum_{p=1}^{r_j} n_p^j. \tag{13}$$

Как отмечалось выше, полученные значения Q_j должны быть равны между собой, т. е.

$$Q_1=Q_2=\ldots=Q_l \backslash Q, \quad l \geqslant q; \quad Q \geqslant lQ_1. \tag{14}$$

Фактически условие (14) означает, что вся программа разделяется на l независимых программ, которые циклически объединяются между собой.

Выполнение условий расположения рядом q импульсов синхронизации ухудшает эффективность программы. Целесообразность такой передачи q импульсов может быть оценена относительно простого варианта, когда импульсы синхронизации идут по отдельному каналу связи и эффективность такой системы ухудшается в 2 раза. Это свидетельствует о том, что передача импульсов синхронизации по циклу вместе с информационными целесообразна в случае ухудшения эффективности не более чем в 2 раза. Однако если второй канал организовать нельзя, то предложенная программа может использоваться и при меньшей эффективности.

Оптимальность полученных программ можно сравнить по формуле (4), которая для общего случая с учетом q импульсов синхронизации запишется в виде

$$S_2 = \frac{qF_{\min} + \sum_{i=1}^{N} F_i}{F_{\min}^1 Q}, \tag{15}$$

где $F_{\min}^1$ — минимальная частота ПП (число которых равно $q+1$), устанавливаемая в программе с целью повышения эффективности S. Всегда

$$F_{\min}^1 \geqslant F_{\min}. \tag{16}$$

Числитель в (15) определяется исходными данными, является постоянной для данной задачи величиной, и поэтому оптимальность той или иной программы может быть оценена минимумом знаменателя в (15):

$$\Psi = F_{\min}^1 Q = \Psi(F_{\min}^1, N, l). \tag{17}$$

Исследование Ψ на минимум аналитически невозможно из-за нелинейных преобразований (1), (9)—(13), что вынуждает делать перебор возможных ситуаций. Перебор может быть сделан с помощью ЭВМ по алгоритму или выполнен ручными методами.

Для простого случая, когда $F_{\min}^1 = F_{\min}$, $q=1$, нетрудно подсчитать число возможных значений Ψ, которое равно $N-1$. Действительно, если принято решение строить программу относительно n_i-й величины, то при этом, согласно (9)—(11), возможно только одно значение Q. Если среди $N-1$ первичных преобразователей встречаются преобразователи с одинаковыми граничными частотами, что часто имеет место на практике, то число вариантов соответственно сокращается. Фактически каждое новое значение n устанавливает свою шкалу n_i и Q в соответствии с (7).

При ручных способах составления оптимальных программ число вариантов вообще может быть ограничено двумя-тремя. Это связано с тем, что чаще всего минимальным значение Q будет тогда, когда программа строится относительно $n_{\max}$ или группы ПП с одинаковыми n_i, для которой выполняется условие

$$m_i n_i > n_{\max}, \tag{18}$$

где m_i — количество ПП с числом тактов опроса, равным n_i.

Величина Ψ может быть уменьшена и изменением $F_{\min}^1$. Покажем основную идею таких преобразований. Пусть $F_{\min} = 1$ Гц, а $F_i = 10{,}2$ Гц. В соответствии с (1) $n_i = \lceil 10{,}2 \rceil = 11$. Полученное в результате простое число 11 является неудобным для размещения программ, особенно если это одно из наибольших значений n_i. Если увеличить $F_{\min}$ до 1,05 Гц, то n_i будет равно 10, что улучшит возможности удовлетворения условиям (9)—(11) и позволит создать более оптимальную программу. Поэтому желательно проверить функцию Ψ при нескольких значениях $F_{\min}$. Можно предложить эвристический алгоритм выбора шага изменения $F_{\min}$, полученный в результате ручных расчетов: значение $F_{\min}$ изменяется до 1,5 $F_{\min}$ с шагом, равным

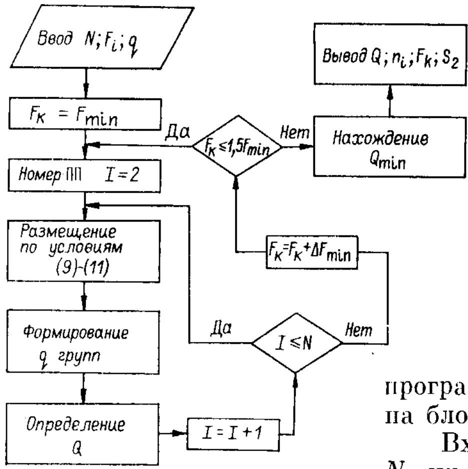
$$\Delta F_{\min} = F_{\min}/n_{\max}. \tag{19}$$

Наибольшее число комбинаторных вариантов может быть при совместном выполнении условий (13), (14). Разделение $q+N$ ПП в l групп с равным числом O_j и с соблюдением условий (13) допускает большее число вариантов. Но, с другой стороны, если в задаче удовлетворены условия (9)—(11), то первое (основное) условие из (13) имеет место всегда при любых комбинациях входящих ПП. Формировать группы r_j можно по следующим правилам:

1) задается $l = q$ (12);

2) первый ПП каждой группы имеет $n = 1$;

3) если есть m_i первичных преобразователей с n_i и $m_i \geqslant l$, то следует по одному ПП с таким n_i включить в каждую группу;



4) в каждой группе значение n_i должно быть около величины $\frac{1}{l}\left(q + \sum_{i=1}^{N} n_i\right)$.

Таким образом, если набор ПП удовлетворяет условиям без учета соседнего размещения импульсов синхронизации, то использование предложенного алгоритма формирования групп позволит резко сократить число вариантов.

Общий алгоритм размещения программы состоит из этапов, приведенных на блок-схеме (см. рисунок).

Входная информация в виде числа ПП N, их граничных частот F_i, числа импульсов синхронизации q проходит предварительную обработку: упорядочение по возрастанию F_i, отыскание $F_{\min}$. Формирование программы начинается при исходном значении $F_{\min}$. По формуле (1) определяются значения n_i, а затем в цикле отыскивается $(N-2)$ значений Q, после чего величина $F_{\min}$ увеличивается на $\Delta F_{\min}$ и циклы повторяются. Из найденных значений Q находится минимальное и производится подсчет F_k, S_2, а также выводятся уточненные значения n_i, полученные после удовлетворения условиям размещения.

При числе ПП, измеряемом десятками, и $Q < 100$ вполне эффективно применение ручных алгоритмов.

В заключение можно отметить, что рассмотренные алгоритмы в отличие от существующих допускают наличие пропусков и больший произвол в выборе отношений частот опроса, что позволяет формировать более оптимальные программы. Условие размещения q импульсов синхронизации в соседних интервалах требует раздельного размещения числа тактов опроса в q группах с последующим циклическим объединением этих групп.

ЛИТЕРАТУРА

1. **Шушков Е. И., Цодиков М. Б.** Многоканальные аналого-цифровые преобразователи.— Л.: Энергия, 1975.
2. **Виноградов И. М.** Основы теории чисел.— М.: Наука, 1965.
3. **Цодиков М. Б., Шушков Е. И.** Распределение отсчетов в многоканальных системах // Тр. ВНИИ электроизмерительных приборов.— Л., 1969.— Вып. 2.

Поступила в редакцию 13 декабря 1985 г.