Записки Ленинградского ордена Ленина, ордена Октябрьской Революции
и ордена Трудового Красного Знамени горного института
им.Г.В.Плеханова, т.XVIII, вып. 1, 1975 г.

КОНТРОЛЬ СКОРОСТИ ПЕРЕДАЧИ ДИСКРЕТНОЙ ИНФОРМАЦИИ В АСУ

Е.Ф.Ломакин

Воздействие на систему передачи данных (СПД) различных мешающих факторов носит случайный характер, поэтому время передачи сообщения определенного объема является также случайной величиной.

Своевременная доставка необходимой исходной информации в ИВЦ и выдача в заданные сроки производной информации потребителям – одно из главных условий эффективного функционирования автоматизированной системы управления горного предприятия [1]. Техническим обеспечением этого условия является система резервирования и коммутации каналов связи [3]. Эта система в качестве ответной реакции на уменьшение пропускной способности каналов передачи данных или полные отказы призвана оперативно включать дополнительные средства СПД в режиме параллельной передачи данных по нескольким каналам одного направления либо замещать отказавший канал резервным или обходным соответственно.

Естественно, что сигналами к указанным действиям системы резервирования и коммутации должны являться оценки состояния каналов передачи данных. Наиболее сложным и нерешенным является вопрос осуществления текущего контроля темпа передачи и его прогнозирования. Под темпом передачи $Z(T,B)$ формата (т.е. сообщения фиксированного объема) из B блоков информации понимается случайная величина, равная отношению объема формата к общему числу единиц времени T, затраченных на передачу этого формата. Единицей времени здесь следует считать такт – временную длительность передачи одного блока информации.

Обозначим через $P(T)$ вероятность передачи сообщения длиной B блоков за время T. Тогда очевидно, что

$$P(T) = P\left\{ Z(T,B) = \frac{B}{T_0} \right\}.$$

Из определения темпа передачи следует, что темп можно понимать как случайную скорость передачи сообщения (формата) заданного объема.

Рассмотрим метод текущей оценки темпа передачи дискретной информации в каналах телекодовой связи АСУ.

Допустим, необходимо совершить передачу дискретного сообщения из ИВЦ на одно из предприятий комбината за заданный отрезок времени. Формально это условие можно представить следующим образом: передается сообщение (формат) из B элементов (блоков); успех обеспечивается при условии его передачи не более чем на заданное число T временных тактов АПД (при принятой технической скорости передачи).

Чтобы контролировать характеристику темпа канала передачи данных требуется в процессе передачи на каждом такте оценивать вероятность завершения передачи. В каждый такт АПД канал может иметь одно из двух возможных состояний – рабочее, во время которого передается элемент сообщения, и холостое, когда передачи не происходит. Условимся считать, что состояния канала в разные моменты времени статистически независимы.

Предположим, что с момента начала передачи сообщения АПД сформировала n тактов, за которые было передано m элементов (блоков). При этом $m \leqslant B \leqslant T$; $m \leqslant n \leqslant T$.

Допустим далее, что вероятность рабочего такта неизвестна (она может меняться от сеанса к сеансу), но известно ее априорное распределение $f(p)$, полученное из статистики предварительно исследованных каналов. Тогда, при условии фиксации начального участка сообщения длины n с m рабочими тактами по формуле Байеса [3], апостериорное распределение

$$\omega_1(P|m,n) = P^m(1-P)^{n-m} f(P) \left[\int_0^1 P^m(1-P)^{n-m} f(P)\,dP\right]^{-1}. \qquad (1)$$

Обозначим через j случайное число рабочих тактов в оставшихся $T-n$ тактах передачи формата (из T тактов). При известной вероятности рабочего такта P распределение величины j будет иметь вид

$$\omega_2(j|P) = C_{T-n}^{j} P^j (1-P)^{T-n-j}. \qquad (2)$$

При фиксации начального участка передаваемого сообщения распределение j приводится к форме

$$\omega_3(j|m,n) = \int_0^1 \omega_2(j|P)\,\omega_1(P|m,n)\,dP.$$

С учетом выражений (1) и (2)

$$\omega_3(j|m,n) = C_{T-n}^{j} \int_0^1 P^{m+j}(1-P)^{T-m-j} f(P)\,dP \left[\int_0^1 P^m(1-P)^{n-m} f(P)\,dP\right]^{-1}. \qquad (3)$$

Как видно из формулы (3), для вычисления вероятности $\omega_3(j|m,n)$ необходимо знать априорное распределение $f(p)$. В большинстве подобных ситуаций известно не само распределение $f(P)$, а лишь некоторые его характеристики – среднее значение (математическое ожидание) и дисперсия. Наиболее близким приближением к реальному распределению, полученному из статистики исследованных в данной работе каналов, оказалось β –распределение [4].

Аппроксимируя β –распределением $f(P)$, получим

$$f(P)=\frac{P^{k-1}(1-P)^{l-1}}{\int_0^1 P^{k-1}(1-P)^{l-1}dP}, \qquad (4)$$

где k и l – статистические параметры канала.

Тогда математическое ожидание величины

$$E(P)=\frac{\int_0^1 P^{(k+1)}(1-P)^l dP}{\int_0^1 P^k(1-P)^l dP}=\frac{k+1}{k+l+2}. \qquad (5)$$

Начальный момент второго порядка величины P

$$E(P^2)=\frac{\int_0^1 P^{k+2}(1-P)^l dP}{\int_0^1 P^k(1-P)^l dP}=\frac{k+1}{k+l+2}\cdot\frac{k+2}{k+l+3}. \qquad (6)$$

Формулы (5) и (6) составляют систему уравнений с неизвестными k и l, решая которую получим

$$k+1=E(P)\left[\frac{(1-E(P))E(P)}{E(P^2)-(E(P))^2}-1\right]; \qquad (7)$$

$$l+1=1-E(P)\left[\frac{(1-E(P))E(P)}{E(P^2)-(E(P))^2}-1\right]. \qquad (8)$$

Эти формулы позволяют окончательно определить распределение $f(P)$ в форме уравнения (4) при известных $E(P)$ и $E(P^2)$.

Подставив аппроксимацию $f(P)$ в формулу (3), найдем

$$\omega_3(j|m,n)=C_{T-n}^{j}\int_0^1 P^{m+k+j}(1-P)^{T-m+l-j}dP\left[\int_0^1 P^{m+k}(1-P)^{n-m+l}dP\right]^{-1}=$$

$$=\frac{n+k+l+1}{T+k+l+1}C_{n+k+l}^{m+k}C_{T-n}^{j}\left[C_{T+k+l}^{m+k+j}\right]^{-1}. \qquad (9)$$

Передача формата сообщения из B блоков будет успешной в том случае, если из оставшихся до конца сеанса передачи $T-n$ тактов, не менее $B-m$ тактов будут рабочими. Поэтому при условии фиксации начального участка формата вероятность успешной передачи (выполнение

заданного времени доставки сообщения потребителю информации)

$$\omega(\text{у.п}|m,n)=\sum_{j=B-m}^{T-n}\omega_3(j|m,n)=\frac{n+k+l+1}{T+k+l+1}C_{n+k+l}^{m+k}\sum_{j=B-m}^{T-n}C_{T-n}^{j}\left[C_{T+k+l}^{j+m+k}\right]^{-1}=$$

$$=\frac{n+k+l+1}{T+k+l+1}\sum_{j=B-m}^{T-n}\frac{C_{T-n}^{j}C_{n+k+l}^{m+k}}{C_{T+k+l}^{j+m+k}}\ . \qquad (10)$$

Пусть $j'=j-B+m+1$. Тогда

$$\omega(\text{у.п.})|m,n)=\frac{n+k+l+1}{T+k+l+1}\sum_{j'=1}^{T-n-B+m+1}\frac{C_{T-n}^{j'+B-m-1}C_{n+k+l}^{m+k}}{C_{T+k+l}^{j'+B+k+l}}=$$

$$=\frac{d+1}{c+d+1}\sum_{j'=1}^{c-d}\frac{C_c^{j'+\alpha}C_d^{\beta}}{C_{c+d}^{j'+d+\beta}}\ , \qquad (11)$$

где

$$c=T-n\ ;\quad d=n+k+l\ ;\quad \alpha=B-m-1\ ;\quad \beta=m+k\ .$$

Обозначив

$$F(j')=\frac{C_c^{j+\alpha}C_d^{\beta}}{C_{c+d}^{j'+\alpha+\beta}}\ ,$$

получим окончательно

$$\omega(\text{у.п}|m,n)=\frac{d+1}{c+d+1}\sum_{j'=1}^{c-d}F(j')\ . \qquad (12)$$

Значения $F(j)$, $j'=\overline{1,c-d}$ удобно вычислять по реккурентной формуле

$$F(j'+1)=F(j')q(j')\ , \qquad (13)$$

где

$$q(j')=\frac{(c-j'-\alpha)(j+\alpha+\beta+1)}{(c+d-j'-\alpha-\beta)(j'+\alpha+1)}\ .$$

Формула (12) дает искомое выражение для вероятности успешной передачи формата через параметры канала k, l и сообщения T, B, m, n после фиксации n-го такта передачи.

Предположение о β-распределении вероятностей рабочих тактов подтверждается результатами расчета $f(P)$ по формуле (4) и оценками критерия χ^2. Значения параметров k и l определяются из выражений (7) и (8) по ранее вычисленным $E(P)$ и дисперсии $Д(P)=E(P^2)-E^2(P)$.

Рассчитанные кривые $f(P)$ достаточно хорошо выравнивают статистические распределения $f(P)$ для каналов различных типов, протяженности и скорости работы..

Таким образом, вычисляя по формуле (12) значение $\omega(\text{у.п.}|m,n)$ на любом такте передачи и сравнивая его с заданным порогом (обязательно оговоренным техническими требованиями к СПД АСУ), можно осуществлять текущую оценку темпа передачи в контролируемом канале. При неудовлетворительных оценках темпа передачи в трактах АСУ включаются дополнительные параллельные каналы для восстановления заданной пропускной способности.

Рассмотренный метод текущей оценки темпа передачи данных был проверен на ЭВМ путем вычисления $\omega(\text{у.п.}|m,n)$ при параметрах k и l полученных из статистики исследованных каналов связи ряда горных предприятий. Установлено, что достаточно надежную текущую оценку темпа (с вероятностью пропуска отказа, равной 0,02) можно получать при частоте сеансов контроля (периоде вычисления $\omega(\text{у.п}|m,n)$), соответствующей 0,1Т. Это означает, что при длине передаваемого сообщения, например в 500 блоков, и допустимой задержке, равной 1000 тактам, можно получать уверенную оценку темпа передачи уже через 100 тактов и иметь, таким образом, возможность регулировать пропускную способность тракта (количество параллельных каналов) во время передачи.

Литература

1. Автоматизированные системы планирования и управления в угольной промышленности. М., "Недра", 1971. Авт.: Л.Г.Мелькумов, Р.Д.Мигачев, В.А.Антонов, В.И.Глейх, Э.И.Злобинский, Е.И.Стиоп.

2. Вентцель Е.С. Теория вероятностей. М., "Наука", 1969.

3. Дивногорцев Г.П., Караченцева Н.Я., Яшин В.М. Передача данных в сетях вычислительных центров. Минск, "Наука и техника", 1971.

4. Кендалл М., Стюарт А. Теория распределений. М., "Наука", 1966.