УДК 69:621-027.21:004.21

Б. Г. Ким, д-р техн. наук, проф.
ГОУ ВПО «ВЛАДИМИРСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ»
Владимир, Россия

МЕТОДИКА ПОСТРОЕНИЯ ОПТИМАЛЬНЫХ АЛГОРИТМОВ ДИАГНОСТИРОВАНИЯ СТРОИТЕЛЬНЫХ МАШИН

В статье представлена методика построения оптимальных алгоритмов диагностирования строительных машин с использованием теории графов.

В нормативных документах системы ППР строительных машин четких указаний на место технической диагностики в процессах обеспечения исправности и работоспособности оборудования нет. Соответственно отсутствует методика оптимизации проверок строительных машин. На практике, как правило, диагностирование строительных машин осуществляется на основе опыта применения соответствующих средств. Вместе с тем, практически никем не решалась задача определения оптимальной периодичности диагностирования строительных машин, а решение этой задачи является ключом к расчетам потребных средств технической диагностики (СТД), ибо решение первой задачи устанавливает последовательность проверок, а, следовательно, временные затраты и аппаратурное оснащение диагностического комплекта. Решение второй задачи определяет режим применения СТД и, следовательно, позволяет сформировать табель оснащенности проверочным оборудованием строительных организаций.

Задачи построения алгоритмов поисков неисправностей для средств связи, радиоэлектроники, некоторых других отраслей промышленности решались ранее. В общем виде разработаны базовые алгоритмы применения ТСД. Однако они имеют свои недостатки – обобщенность, невозможность применения в полном объеме к парку строительных машин, принятые критерии оптимальности неприемлемы и т.д.

В этой связи разработана методика построения оптимальных алгоритмов диагностирования, которая является актуальной и, главное, необходимой задачей.

Рассмотрим задачу построения оптимального алгоритма диагностирования для объекта, в котором взаимодействие отдельных узлов "линейно".

Имеется ввиду, что неработоспособность К-го узла приводит к невозможности выполнения своих функций $c(k + 1)$-го по n-й включительно. К таким объектам относится, например система гидропривода строительных машин.

$$\text{узел №1} \longrightarrow \text{узел №2} \longrightarrow \text{узел № } n$$

Предположим, что каждый i-й узел ($i = 1,...,n$) может быть либо исправным, либо неисправным. Обозначим неисправное состояние узла i как y_i. Обозначим $E = \{y_1,..., y_n\}$.

Предполагается, что одновременно два узла и более неисправными быть не могут. Как показала практика обычно выходит из строя одно "слабое" звено. При незначительной неисправности после восстановления работоспособности в полевых условиях проверка системы повторяется и в этом случае выявляется дефект другого узла (элемента). При устранении неисправностей в стационарных условиях проводится комплексное диагностирование. Комплексное диагностирование может проводиться строительными организациями, дилерскими фирмами, другими предприятиями.

Предположим также, что известны вероятности:

$$P(y_i) = P_i \qquad i = 1, \ldots, n;$$

$$P_1 + P_2 + \ldots + P_n = 1.$$

Предположим, что для каждого i-го (i = 1,...,n) узла существует единственная элементарная проверка ti, позволяющая определить исправен этот узел или нет и в случае его исправности – будет ли он функционировать вследствие неисправности в некотором j-м узле (j = 1,...,i-1). Совокупность элементарных проверок обозначим как T={t1,...,tn}. Предполагается, что известны стоимости проверок ti, которые обозначены:

$$C(ti) = Ci, \qquad i = 1, \ldots, n \ .$$

Известно, что любой алгоритм диагностирования может быть представлен графом вида дерева, каждой внутренней (не висячей) вершине x которого приписан один из элементов множества T элементарных проверок. Будем рассматривать алгоритм полной идентификации. Это означает, что каждая висячая вершина соответствует одному из элементов множества E и, наоборот, каждому элементу из множества E соответствует одна из висячих вершин графа.

Обозначим множество внутренних вершин графа через Q, множество висячих вершин через E, множество всех вершин графа – через $Z = Q \bigcup E$, а сам граф – символом $G = (Z, r)$. Здесь Г – отображение, ставящее в соответствие каждой вершине Z множество ее последователей Гz. Обозначим через $\Gamma_z \setminus z = \Gamma_z \bigcup \Gamma(\Gamma_z) \bigcup$ множество потомков вершины Z, $\Gamma^{-1}z$ – множество ее предшественников и $\hat{\Gamma}_z^{-1} \setminus z = \Gamma_z^{-1} \bigcup \Gamma(\Gamma_z) \bigcup \ldots$ – множество ее предков.

Ценой пути из корня X_o дерева в Z назовем сумму

$$C(X_0, Z) = \Sigma\, C(X)\,,$$

где $C(x)$ – цена, приписанная вершине x; $C(x) = C(t)$, t – элементарная проверка, соответствующая x.

Затраты, связанные с алгоритмом диагностирования в целом, можно определить как среднюю цену обхода графа G:

$$C(x_0, E) = \Sigma\ C(x_0,\ Y0)\ Pi\ .$$

В дальнейшем, говоря об оптимальном алгоритме, будем иметь ввиду алгоритм с наименьшим значением величины $C(x_0,E)$.

Далее, пусть Z – некоторая вершина графа G. Под алгоритмом (поддеревом) с корнем Z, алгоритма (дерева) G назовем граф $G_1 = (Z_1, \Gamma_1)$, множество вершин которого определяется как Z_1 = Гz, CZ, а отображение Γ_1 определяется следующим образом $\Gamma_1 z = \Gamma z \cap Z_1$. Затраты, связанные с данным алгоритмом, определены соответственно как :

$$C(Z1, E1) = \Sigma\, C(Z1, Ji) P_i / W\ , \qquad (1)$$

где $W - \Sigma\, Pi$.

Доказано следующее утверждение. Оптимальный алгоритм состоит из оптимальных подалгоритмов. Это позволяет свести задачу построения оптимального алгоритма диагностирования к вопросу о построении оптимального подалгоритма, предназначенного для идентификации m состояний (поддерева, содержащего m висячих вершин). Данная проблема сводится к задаче определения корневой вершины поддерева.

Без ограничения общности будем считать, что висячими вершинами являются $\{У_1,..., Уm\}$.

Предположим, что

$$P_1 = P_2 = . . . = Pn =, \quad C_1 = C_2 = . . . = Cn = C \ . \qquad (2)$$

Пусть в качестве корневой вершины выбирается вершина C с номером $К$, $1 \le К \le m$. Тогда, очевидно, в силу (1) и (2) цена обхода данного поддерева (т.е. затраты на соответствующий подалгоритм) определяется следующим образом:

$$Cm(К)=C + m[(K - 1)C_1(K) + (m – K + 1)C_2(K)] \ , \qquad (3)$$

где $C_1(K)$ – цена обхода поддерева, имеющего висячие вершины $\{y_1,...yk - 1\}$; $C2(K)$ – цена обхода поддерева, имеющего висячие вершины $\{Ук + 1,...,Уm\}$.

Из предположений (3) вытекает, что для функции выполняется:

$$Cm(K) = Cm(m – K + 1), \quad K = 1,..., m \ . \qquad (4)$$

Справедлива следующая лемма:

$$\min Cm(\mathrm{K}) = Cm(lm) \qquad (5)$$

где

$$lm = \begin{matrix} q+1 & \text{при} & m = 2q+1 \\ q & \text{при} & m = 2q \end{matrix} \ .$$

Замечание: из (5) вытекает, что в случае $m = 2q$ имеет место

$$Cm(lm) = Cm(lm + 1) \ . \qquad (6)$$

Доказательство леммы. Доказательство проведем индукцией по m .

При $m = 3$ данное утверждение очевидно. Пусть (4) справедливо при некотором $m \ge 3$. Это означает, в частности, что

$$\min_{1 \le \mathrm{K} \le m} Fm + 1(K) = Fm + 1(lm + 1) \ ; \qquad (7)$$

где $Fm(\mathrm{K}) = (K - 1) \ C_1(K) + (m - K + 1) \ C_2(K) \ Cm$.

Докажем, что (7) справедливо для значения $m + 1$. Для этого достаточно доказать, что

$$\min_{1 \le K \le m} Fm + 1 \ (K) = Fm + 1 \ (lm + 1) \, . \qquad (8)$$

Очевидны следующие соотношения:

$$Fm + 1(K) = Fm \ (K) + C_2(K) \qquad (9)$$

$$lm + 1 = \begin{cases} lm, & m = 2q \\ lm+1, & m = 2q+1 \end{cases} \ . \qquad (10)$$

Из (5) вытекает соотношение

$$Fm(K) = Fm(m \ - K + 1), \quad K = 1, . . . , m \ , \qquad (11)$$

а из (8) – соотношение

$$Fm(lm) = Fm(lm + 1) \ , \qquad (12)$$

справедливое при $m = 2q$.

Из (9–12), а также в силу монотонного нарастания функции $C_2(K)$ следует справедливость (8) при условии выполнения (7). Лемма доказана.

Это доказательство подводит теоретическую базу к решению практических задач нахождения алгоритма диагностирования конкретных машин. Такие задачи решены автором.