# 一类 Neuman 型故障源的特性的研究[1)]

邓北星 杨士元 华成英 罗予频
(清华大学自动化系,北京 100084)
(E-mail:dengbx@mail.tsinghua.edu.cn)

**摘 要** 针对故障源作用下的系统可靠性的评估问题,建立了一种具有实输入数组的新的Neuman型故障源(实故障源)的模型,并应用概率分析的方法评估了在这种故障源作用下由函数元构成的系统的可靠性,给出了系统可靠性的下界估计,阐明了在实故障源作用下的基底上不可能建立任意可靠的系统.最后研究了满足实故障源条件的函数元基在所有函数元基中所占的比例,并给出了它的渐近估计.

**关键词** Neuman 型故障源,实故障源,函数元系统,故障函数.

# A STUDY ON THE CHARACTERISTICS OF A KIND OF NEUMAN SOURCES OF TROUBLE

DENG Beixing YANG Shiyuan HUA Chengying LUO Yupin
(*Department of Automation, Tsinghua University, Beijing* 100084)

**Abstract** A new model of Neuman sources of trouble—— sources of trouble possessing real input sets (STPRIS)—— is presented to estimate the system reliability under sources of trouble. Probability analysis method is adopted to estimate the reliability of the systems consisting of functional element under sources of trouble. The lower bound of the reliability is derived. The result shows that no arbitrarily reliable system can be constructed under STPRIS. For the base consisting of functional elements, we then study the scale of a base satisfying the condition of STPRIS to all bases. The asymptotic estimation of the scale is given.

**Key words** Neuman sources of trouble, STPRIS, systems consisting of functional elements, function of trouble.

## 1 引言

随着计算机技术的发展,系统可靠性的研究显得尤为重要.针对故障作用下系统的特

1)留学回国人员科研基金资助项目.
收稿日期 1998-10-09 收修改稿日期 1999-04-03

性这一研究课题，美国学者 Von Neuman J 开辟了一个新的研究领域——用不可靠的单元构成任意可靠的系统[1]（此处以及下面所指的系统均指由函数元构成的系统）. 从此，这一领域的理论研究取得了丰硕的成果，并极大地促进了计算机技术的发展. 时至今日，人们又面向实际地提出了下述理论问题：由什么样的不可靠的单元不可能构成任意可靠的系统？即用在何种故障源作用下的单元不可能构成任意可靠的系统？

针对上述问题的研究，文献[5]建立了一种 Neuman 故障源. 这种故障源的特点是系统中的单元在其作用下会随机地发生所有可能的故障，而系统的可靠性评估则满足所谓的 Neuman 定理. Neuman 定理给出了系统可靠性的下界估计，文献[2]建立了另一种故障源的模型，系统中的任何单元在这种故障源的作用下都没有可靠的输入数组. 文献[3]则针对由具有可靠的输入数组的单元构成的系统的特性作了研究. 文献[4,6,7]也对相关的问题进行了深入探讨. 应当指出的是，用在上面已建立的故障源作用下的单元不可能构成任意可靠的系统.

作为对上述问题的进一步研究，本文建立了一种 Neuman 型故障源，称之为实故障源. 给出了在实故障源作用下系统可靠性的估计，进而表明了用在实故障源作用下的单元不可能构成任意可靠的系统. 最后本文还给出了满足实故障源条件的函数元基在所有函数元基中所占比例的渐近估计。

## 2 几个基本概念

在下面的叙述中我们用 $\Sigma$ 表示由函数元构成的系统，而函数均为二值布尔逻辑函数.

**定义1.** 设 $\Sigma$ 是由函数元构成的系统，我们称函数 $f(x_1,\cdots,x_n)$ 为 $\Sigma$ 的输出，如果在任意输入数组 $\bar{\sigma}=(\sigma_1,\cdots,\sigma_n)$ 的激励下，系统 $\Sigma$ 输出值 $f(\bar{\sigma})$ 的概率不小于 1/2.

**定义2.** 对任意小的正数 $\varepsilon>0$，如果存在系统 $\Sigma$，使得在任何输入数组的激励下，$\Sigma$ 输出函数 $f(x_1,\cdots,x_n)$ 发生错误的概率都小于 $\varepsilon$，则称函数 $f(x_1,\cdots,x_n)$ 是系统 $\Sigma$ 的渐近可靠输出.

用 $\boldsymbol{B}=\{F_1,F_2,\cdots,F_u\}$ 表示一个集合，其中单元 $F_i$ 是有 $n_i(1\leqslant i\leqslant r_i)$ 个输入端和一个输出端的初等变换器，且其输出为某一依赖于 $n_i$ 个变量的逻辑函数 $f_i^0(x_1,x_2,\cdots,x_{n_i})$. 用 $\boldsymbol{B}$ 中的单元构成的系统称之为建立在 $\boldsymbol{B}$ 上的函数元系统，而 $\boldsymbol{B}$ 称之为基底.

设存在故障源 $S$，且在它的作用下单元 $F_i$ 或保持非故障状态或转换为故障源，将所有相应的输出函数表示如下：

$$
F_i f_i^{(0)}(x_1,\cdots,x_{n_i})
\begin{array}{l}
\nearrow\; F_i^{(1)},f_i^{(1)}(x_1,\cdots,x_{n_i})=f_i^{(0)}(x_1,\cdots,x_n),\\
\\
\searrow\; F_i^{(r_i)},f_i^{(r_i)}(x_1,\cdots,x_{n_i}).
\end{array}
\tag{1}
$$

将系统（或单元）的非故障状态称为系统（或单元）的正常状态，单元 $F_i$ 在正常状态下输出的函数 $f_i(x_1,\cdots,x_{n_i})$ 称为 $F_i$ 的正确函数，记作 $f_i^{(0)}(x_1,\cdots,x_{n_i})$，而在故障状态下输出的函数相应地被称为 $F_i$ 的故障函数. 应当指出，在式(1)中所列的函数是各不相同的，即当 $j_1\neq j_2$ 时，$f_i^{(j_1)}\neq f_i^{(j_2)}(1\leqslant j_1,j_2\leqslant r_i)$.

如果在 $S$ 作用下单元 $F_i$ 不发生故障，则称 $F_i$ 相对于 $S$ 为绝对可靠单元，非绝对可靠单元则称为不可靠单元. 这样，基底 $\boldsymbol{B}$ 相对于故障源 $S$ 就被分成了两个部分，即 $\boldsymbol{B}=B_1\cup B_2$，其中 $B_1$ 由绝对可靠单元构成，而 $B_2$ 则由不可靠单元构成.

对于 $B_2$ 中的单元 $F_i$，我们给出其所有正确函数和故障函数的集合 $\boldsymbol{G}_i$ 及相应的函数发生的概率的集合 $\boldsymbol{P}_i$，并将其表示成如下形式：

$$(\boldsymbol{G}_i;\boldsymbol{P}_i), \tag{2}$$

其中

$$\boldsymbol{G}_i=\left(f_i^{(1)}(x_1,\cdots,x_{n_i}),f_i^{(2)}(x_1,\cdots,x_{n_i}),\cdots,f_i^{(r_i)}(x_1,\cdots,x_{n_i})\right),\boldsymbol{P}_i=(p_i^{(1)},p_i^{(2)},\cdots,p_i^{(r_i)}).$$

上式中 $f_i^{(1)}(x_1,\cdots,x_{n_i})=f_i^{(0)}(x_1,\cdots,x_{n_i})$ 为正确函数，$p_i^{(j)}$ 为函数 $f_i^{(j)}(x_1,\cdots,x_{n_i})$ 的发生概率 $(1\leqslant j\leqslant r_i)$，$1\leqslant r_i\leqslant 2^{2^{n_i}}$，$p_i^{(j)}>0$，且 $\sum_{j=1}^{r_i}p_i^{(j)}=1$.

**定义3.** 称 $(\boldsymbol{G}_i;\boldsymbol{P}_i)$ 为单元 $F_i$ 相对于故障源 $S$ 的函数模型.

**定义4.** 如果在故障源 $S_N$ 作用下 $B_2$ 中的单元 $F_i$ 具有函数模型(2)，其中 $r_i=2^{2^{n_i}}$，则称 $S_N$ 为 Neuman 故障源.

**定义5.** 设给定基底 $\boldsymbol{B}$ 和故障源 $S$，如果对于任意函数 $f(x_1,\cdots,x_n)$ 和任意小的正数 $\varepsilon>0$，存在建立在 $\boldsymbol{B}$ 上的系统 $\Sigma$，$\Sigma$ 在正常状态下输出函数 $f(x_1,\cdots,x_n)$，且满足 $Q(\Sigma)<\varepsilon$，则称相对于给定的 $S$ 而言可以用 $\boldsymbol{B}$ 中的不可靠的单元构成任意可靠的系统.

设 $\Sigma$ 是建立在基底 $\boldsymbol{B}$ 上的系统，用 $Q(\Sigma)$ 表示 $\Sigma$ 发生故障的概率，而用 $Q(\Sigma,\tilde{\sigma})$ 表示在输入数组 $\tilde{\sigma}$ 的激励下系统输出时发生故障的概率.

下面设置下界常数 $p_B=\min\limits_{i,F_i\in B}p_{\min}^{(i)}$，其中 $p_{\min}^{(i)}=\min\limits_{1\leqslant j\leqslant r_i}p_{\min}^{(j)}$.

## 3 具有实输入数组的故障源模型及在其作用下系统可靠性的评估

**定义6.** 如果存在故障源 $S_R$，在它的作用下系统 $\Sigma$ 中的每一个单元 $F_i$ 满足如下条件：在任意输入数组 $\tilde{\sigma}(\tilde{\sigma}\in\boldsymbol{B}^{n_i},\boldsymbol{B}^{n_i}$ 为所有 $n_i$ 维数组的集合）的激励下，集合 $\boldsymbol{G}_i$ 中都存在正确或故障函数 $f_i^{(j)}$ 和 $f_i^{(k)}(1\leqslant j,k\leqslant r_i)$ 满足 $f_i^{(j)}(\tilde{\sigma})=0,f_i^{(j)}(\tilde{\sigma})=1$，则称 $S_R$ 为具有实输入数组的故障源（简称实故障源）.

结合定义4不难验证，Neuman 故障源只是实故障源的一个特殊情形. 我们之所以称实故障源为 Neuman 型故障源是由于在其作用下的系统满足 Neuman 定理，下面就针对 $S_R$ 证明这个定理.

**定理1.** 在实故障源 $S_R$ 的作用下，对于任何由 $\boldsymbol{B}$ 中的单元构成的系统 $\Sigma$，$Q(\Sigma)$ 满足 $Q(\Sigma)\geqslant p_B$.

证明. 设系统 $\Sigma$ 在正常状态下输出函数 $f(x_1,\cdots x_n)$，将单元 $F_i$ 作为 $\Sigma$ 的输出单元. 用 $S_\varphi$ 表示由除单元 $F_i$ 以外的所有 $\Sigma$ 的单元构成的子系统，且将 $S_\varphi$ 的输出端作为 $F_i$ 的输入端. 设 $\tilde{\alpha}=(\alpha_1,\cdots,\alpha_n)$ 为系统 $\Sigma$ 的任意输入数组，在 $\tilde{\alpha}$ 的激励下，$S_\varphi$ 将输出数组 $\tilde{\beta}=(\beta_1,\cdots,\beta_{n_i})$，如图 1 所示.

设 $f(\tilde{\alpha})=\eta(\eta\in\{0,1\})$. 应用概率分析方法分析系统 $\Sigma$ 在输入数组 $\tilde{\alpha}$ 的激励下的可

靠性，可得如下关系式

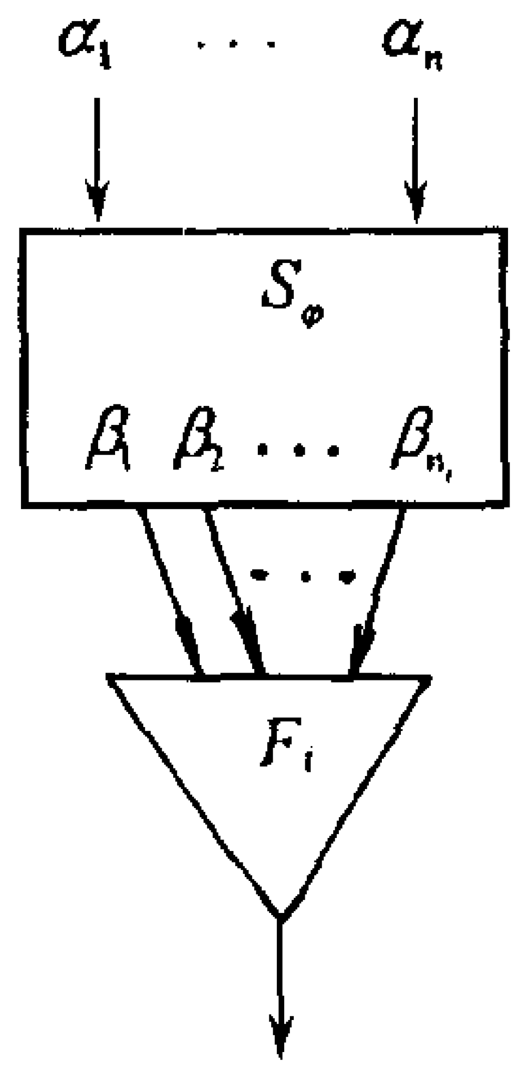


图1 实故障源作用下的系统

$$Q(\Sigma,\tilde{\alpha}) = \sum_{\tilde{\beta}} p_{\tilde{\beta}}^{S_\varphi}(\tilde{\alpha}) p_{\bar{\eta}}^{F_i}(\tilde{\beta}), \tag{3}$$

这里 $Q(\Sigma,\tilde{\alpha})$ 表示在输入数组 $\tilde{\alpha}$ 的激励下，系统 $\Sigma$ 的输出发生故障的概率，即输出值为 $\bar{\eta}$ 的概率（$\bar{\eta}$ 表示 $\eta$ 的逻辑非）；$p_{\tilde{\beta}}^{S_\varphi}(\tilde{\alpha})$ 表示在输入数组 $\tilde{\alpha}$ 的激励下，子系统 $S_\varphi$ 输出数组 $\tilde{\beta}=(\beta_1,\cdots,\beta_{n_i})$ 的概率；$p_{\bar{\eta}}^{F_i}(\tilde{\beta})$ 表示在输入数组 $\tilde{\beta}=(\beta_1,\cdots,\beta_{n_i})$ 的激励下，单元 $F_i$ 输出逻辑值 $\bar{\eta}$ 的概率（这里考虑到了 $S_R$ 为实故障源，即在任意输入数组激励下，存在 $F_i$ 的两个函数元，它们分别输出逻辑值 $\bar{\eta}$ 和 $\eta$），即单元 $F_i$ 输出函数 $f_i^{(j)}(x_1,\cdots,x_{n_i})$ 且 $f_i^{(j)}(\beta_1,\cdots,\beta_{n_i}) = \bar{\eta}$ 的概率.

显然，$\sum_{\tilde{\beta}} p_{\tilde{\beta}}^{S_\varphi}(\tilde{\alpha}) = 1$，而 $p_{\bar{\eta}}^{F_i}(\tilde{\beta}) = p_i^{(j)} \geqslant p_B$. 这样，由式(3)得到 $Q(\sum,\tilde{\alpha}) = \sum_{\tilde{\beta}} p_{\tilde{\beta}}^{S_\varphi}(\tilde{\alpha}) p_{\bar{\eta}}^{F_i}(\tilde{\beta}) \geqslant p_B \sum_{\tilde{\beta}} p_{\tilde{\beta}}^{S_\varphi}(\tilde{\alpha}) = p_B$.

这表明，在任意输入数组激励下系统 $\Sigma$ 的输出发生错误的概率不可能小于 $p_B$. 我们知道，系统发生故障表明它至少在一个输入数组的激励下输出值发生错误，考虑到 $\Sigma$ 共有 $2^n$ 个输入数组，则可得到 $Q(\Sigma) = 1 - \prod_{i=1}^{2^n}(1 - Q(\Sigma,\tilde{\alpha}_i)) \geqslant 1 - (1 - p_B)^{2^n} \geqslant p_B$.

证毕.

下面举一个例子来说明上面的定理.

**例**. 设故障源为 $S'$ 作用于基底 $\boldsymbol{B}' = \{F_1\}$，其中 $F_1$ 为不可靠单元，它在正常状态下输出为模为 2 的二元逻辑和函数，即 $f_1(x_1,x_2) = x_1 \oplus x_2$，而在故障状态下输出二元等价逻辑函数为 $f_2(x_1,x_2) = x_1 \sim x_2 = \overline{x_1 \oplus x_2}$，如图 2 所示.

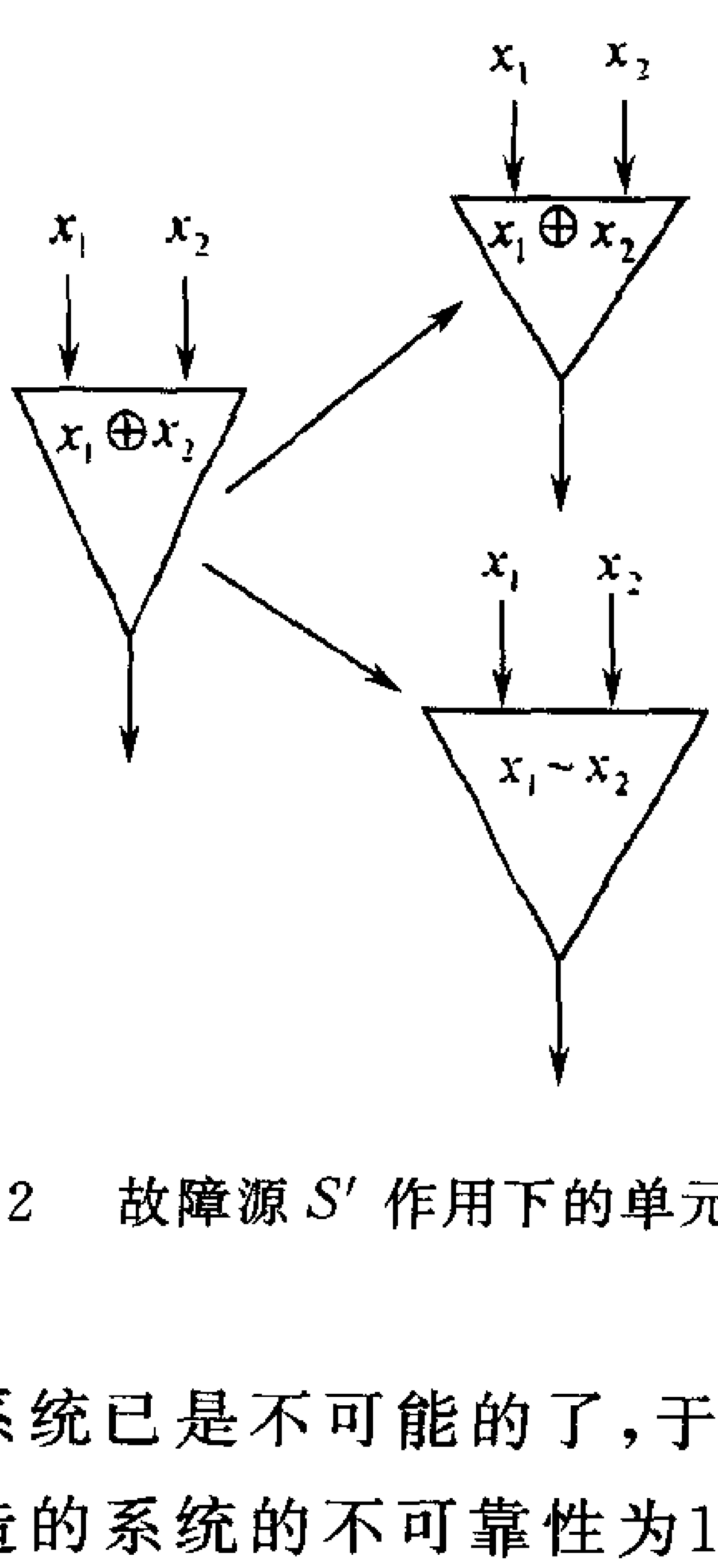


图 2 故障源 $S'$ 作用下的单元 $F_1$

设 $F_1$ 的函数模型为 $\boldsymbol{G}_i = ((x_1 \oplus x_2, x_1 \sim x_2);(2/3, 1/3))$，不难验证对于任何建立在基底 $\boldsymbol{B}'$ 上的系统 $\Sigma'$，其发生故障的概率 $Q(\Sigma')$ 满足 $Q(\Sigma') \geqslant \min(2/3,1/3) = 1/3$.

应当指出，对于满足定理1（即建立在该集合中的任何一个基底上的系统满足上述定理）的基底的集合，当研究建立在该集合中的任何一个基底上的系统的不可靠性时，定理1给出了一个正的下界限，而这个下界限值在工程实践中可以作为一个很有价值的参考点. 当要在具有上述性质的基底上构造输出给定的某一函数的不可靠的系统时，应尽可能地让系统的不可靠性趋向这一值，保证其尽可能地小. 如果所构造的系统不可靠性非常接近于这个下限值，那么根据定理1可以肯定地说，得到不可靠性比之更小的系统已是不可能的了，于是便可以认为问题基本上得到了解决. 在上面的例子中，如果构造的系统的不可靠性为1/3，那么不考虑系统复杂性方面的因素，就可以认为该系统是

适宜的. 当然，系统构造的方法以及其复杂性评价等是需要进一步解决的问题.

## 4　满足实故障源条件的基底在所有基底中所占的比例的渐近估计

设 $\boldsymbol{B}=\{F_1,F_2,\cdots,F_u\}$ 是某一基底，其中 $F_i(1\leqslant i\leqslant u)$ 具有如式(2)所示的函数模型 $(\boldsymbol{G}_i;\boldsymbol{P}_i)$. 已知 $F_i$ 的正确函数 $f_i^{(1)}(x_1,x_2,\cdots,x_{n_i})$.

将数组 $\sigma=((n_1,r_1),\cdots,(n_u,r_u))$ 称为基底 $\boldsymbol{B}$ 的标号集，用 $\sigma(\boldsymbol{B})$ 表示；而具有标号集 $\sigma$ 的基底的总数用 $R(\sigma)$ 表示；具有标号集 $\sigma$ 并且满足实故障源条件的基底的总数用 $R^0(\sigma)$ 表示；具有 $n_i$ 个输入端并且其 $\boldsymbol{G}_i$ 的长度为 $r_i$ 的单元的总数用 $R_i((n_i,r_i))$ 表示，而具有 $n_i$ 个输入端的单元的总数用 $R((n_i,r_i))$ 表示；有 $n_i$ 个输入端，其 $\boldsymbol{G}_i$ 的长度为 $r_i$ 并且满足实故障源条件的单元的总数用 $R_i^0((n_i,r_i))$ 表示，而具有 $n_i$ 个输入端并且满足实故障源条件的单元的总数用 $R^0((n_i,r_i))$ 表示. 以下针对 $r_i\geqslant 2(i=1,\cdots,u)$ 来讨论.

设 $k=2^{n_i},v=2^{2^{n_i}}$，则如表1所示，对 $F_i$ 而言，当 $f_i^{(1)}$ 给定时可以根据函数 $f_i^{(j)}(j=1,2,\cdots,r_i)$ 的值的选取来确定 $R_i((n_i,r_i))$ 及 $R((n_i,r_i))$ 的值

$$R_i((n_i,r_i))=C_{v-1}^{r_i-1}(r_i=2,\cdots,v),\quad R((n_i,r_i))=\sum_{r_i=2}^{v}C_{v-1}^{r_i}=2^{v-1}-1,\tag{4}$$

则可以得到

$$R(\sigma)=\prod_{i}^{u}R((n_i,r_i)).\tag{5}$$

表1　函数 $f_i^{(j)}(1\leqslant j\leqslant r_i)$ 值的选取

| $x_1,\cdots,x_{n_i}$ | $f_i^{(1)}$ | $f_i^{(2)}$ | $f_i^{(3)}$ | $\cdots$ | $f_i^{(r_i)}$ |
|---|---|---|---|---|---|
| 0, …, 0 | $\sigma_1$ | $\sigma_1$ | $\sigma_1$ | | |
| 0, …,0,1 | $\sigma_2$ | | | | |
| … | | | | | |
| 1,…,1,0 | $\sigma_{2^{n_i}-1}$ | | | | |
| 1, …, 1 | $\sigma_{2^{n_i}}$ | | | | |

不难看出，如果 $F_i$ 满足实故障源条件，那么在表1中的每一行中一定会同时出现逻辑值0和1，即出现函数 $f_i^{(1)}$ 的值的逻辑非.

(a)当 $r_i=2$时，要使 $F_i$ 满足实故障源条件，必须选取函数 $f_i^{(1)}$ 的逻辑非作为 $f_i^{(2)}$，则显然有 $R_i^0((n_i,2))=1$.

(b)当 $r_i=3$时，$F_i$ 有两个故障函数 $f_i^{(2)}$ 和 $f_i^{(3)}$. 在表1中对应于输入数组$(0,0,\cdots,0)$的第一行，假定 $f_i^{(2)}$ 和 $f_i^{(3)}$ 在$(0,0,\cdots,0)$上取同一值，即 $f_i^{(2)}(0,\cdots,0)=f_i^{(3)}(0,\cdots,0)=\sigma_1$，容易得出，在数组$(0,0,\cdots,0)$上取逻辑值 $\sigma_1$的函数的总数是$2^{k-1}$. 由于函数 $f_i^{(1)}$ 已经给定，则此时具有上述性质的 $F_i$ 的总数是 $C_{2^{k-1}-1}^{2}$. 由于上述讨论只考虑了第一行，则有 $R_i^0((n_i,3))\leqslant C_{v-1}^{2}-C_{2^{k-1}-1}^{2}$.

(c)当 $r_i>3$时，以此类推，有 $R_i^0((n_i,r_i))\leqslant C_{v-1}^{r_i-1}-C_{2^{k-1}-1}^{r_i-1}$，$r_i=3,\cdots,(v/2)-1$；而当 $r_i=2$时，$R_i^0((n_i,2))=1$.

(d)当 $r_i\geqslant v/2$时，在表1的每一行中一定会出现0和1，这是因为对每一个输入数组，占总数一半的函数取到0值，而另一半取到1值(逻辑函数的总数为$2^{2^{n_i}}$)，则有

$$R_i^0((n_i,r_i)) = C_{v-1}^{r_i-1}, r_i = v/2, v/2+1, \cdots, v;$$

$$R^0((n_i,r_i)) \leqslant 1 + \sum_{r_i=2}^{v-1} C_{v-1}^{r_i} - \sum_{r_i=2}^{v/2-2} C_{2^{k-1}-1}^{r_i} = 2^{v-1} - v + 1 - \left\{2^{\frac{v}{2}-1} - 2 - (v/2-1)\right\} =$$

$$2^{v-1} - 2^{\frac{v}{2}-1} - v/2 + 2;$$

$$R^0((n_i,r_i)) \geqslant 1 + \sum_{r_i=2}^{v-1} C_{v-1}^{r_i} - C_k^1 \sum_{r_i=2}^{v/2-2} C_{2^{k-1}-1}^{r_i} = 2^{v-1} - v + 1 - k\left(2^{\frac{v}{2}-1} - v/2 - 1\right).$$

这样就得到

$$\left[2^{v-1} - v + 1 - k\left(2^{\frac{v}{2}-1} - v/2 - 1\right)\right]/\left[2^{v-1} - 1\right] \leqslant R^0((n_i,r_i))/R((n_i,r_i)) \leqslant \left[2^{v-1} - 2^{\frac{v}{2}-1} - v/2 + 2\right]/\left[2^{v-1} - 1\right], \tag{6}$$

而

$$R^0(\sigma) = \prod_1^u R^0((n_i,r_i)).$$

于是我们得到如下渐近估计定理.

**定理2**. 设 $N=\min\{n_1,\cdots,n_u\}$，则如下估计成立

$$\lim_{N\to\infty}\{R^0(\sigma)/R(\sigma)\} = 1.$$

证明. 容易验证，当 $N\to\infty$ 时，式(6)的左右两端都趋近于1. 事实上，当 $N\to\infty$ 时，$v\to\infty$，所以

$$\lim_{N\to\infty}\left\{\left[2^{v-1} - v + 1 - k\left(2^{\frac{v}{2}-1} - v/2 - 1\right)\right]/\left[2^{v-1}-1\right]\right\} =$$

$$\lim_{v\to\infty}\left\{\left[2^{v-1} - v + 1 - k\left(2^{\frac{v}{2}-1} - v/2 - 1\right)\right]/\left[2^{v-1}-1\right]\right\} = 1.$$

而

$$\lim_{N\to\infty}\left\{\left[2^{v-1} - 2^{\frac{v}{2}-1} - v/2 + 2\right]/\left[2^{v-1}-1\right]\right\} =$$

$$\lim_{v\to\infty}\left\{\left[2^{v-1} - 2^{\frac{v}{2}-1} - v/2 + 2\right]/\left[2^{v-1}-1\right]\right\} = 1,$$

则

$$\lim_{N\to\infty}\{R^0((n_i,r_i))/R((n_i,r_i))\} = 1, i=1,\cdots,u.$$

取 $u\leqslant c$（$c$ 为一常数），最后得到

$$\lim_{N\to\infty}\{R^0(\sigma)/R(\sigma)\} = \lim_{N\to\infty}\left\{\prod_{i=1}^u R^0((n_i,r_i)) / \prod_1^u R((n_i,r_i))\right\} = 1.$$

证毕.

## 5 结论

上面我们建立了一类 Neuman 型故障源的模型，研究了在此故障源作用下系统的可靠性. 由所给出的定理1和定义5，可以得出结论：在实故障源作用下的基底上不可能建立任意可靠的系统. 定理2表明，随着 $F_i$ 的输入端函数变量的增加，满足实故障源条件的函数元基在所有函数元基中所占的比例将随之增大. 由于数值 $v=2^{2^{n_i}}$ 随着 $n_i$ 的增大而急剧增大，则可以说，绝大部分函数元基满足实故障源条件.

### 参 考 文 献


1 Von Neuman J. Probabilistic logics and the synthesis of reliable organisms from unreliable components. Automata studies, edited by Shannon C, Mc Carthy J, Princeton University Press, 1956. 43～105

2 Тарасов В В. К проблеме полноты для систем функций алгебры логики с ненадежной реализацей. Математический сборник, 1975, **99**(3)：378～394

3 Тарасов В В. К синтезу надёжных схем из ненадёжных элементов. Математические заметки, 1976, **20**(3): 391～400

4 Яблонский С В. Асимптотически наилучший метод синтеза надежных схем из ненадежных элементов. Banach center pub., 1982, 7: 11～19

5 Яблонский С В. Надёжнось управляющих систем. Методическая разработка по курсу "Элементы кибернетики", Москва: Ротапринт НИВЦ МГУ. 1991

6 Deng B X. Study of attribute of functional element system. In: Proceedings of the Ⅱ International Conference on Discrete Models in Control System Theory. Moscow: Dialogue-MSU, 1997, 25～26

7 Дэн Бэнсин. Поведение схем из функциональных элементов при наличии источников неисправностей. Диссертация на соискние учёной степени кандидата физко-математических Наук. Факультет вычислительной математики и кибернетики, Москва: МГУ, 1997

**邓北星** 1964年生，1997年在莫斯科大学获博士学位，现在清华大学自动化系从事博士后科研工作. 感兴趣的研究方向是控制系统的可靠性理论及应用、电磁兼容性的理论及应用.

**杨士元** 1945年生，清华大学自动化系教授，博士生导师. 主要研究方向有电子技术、系统故障诊断与可靠性技术.

## 1999年为本刊审稿者名单

| | | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 丁明跃 | 丁晓青 | 丁　峰 | 于景元 | 万百五 | 马正午 | 马保离 | 马颂德 | 毛剑琴 |
| 尹朝庆 | 戈　喻 | 方华京 | 方锦清 | 王　龙 | 王　伟 | 王　炎 | 王　珏 | 王成恩 |
| 王金友 | 王少萍 | 王执铨 | 王子才 | 王　凌 | 王东木 | 王广雄 | 王书宁 | 王占林 |
| 王正志 | 王先来 | 王永渊 | 王仲鸿 | 王家廞 | 王桂增 | 王庆林 | 王保云 | 王行愚 |
| 王仁华 | 王诗宓 | 王金枝 | 王树青 | 王顺晃 | 王恩平 | 王离九 | 王朝珠 | 王越超 |
| 王照林 | 王恒霖 | 王玉振 | 王朝立 | 王笑波 | 王子平 | 王大钧 | 王洪瑞 | 王耀南 |
| 王先逵 | 韦　穗 | 井元伟 | 邓　辉 | 邓自立 | 邓志东 | 邓北星 | 邓家褆 | 卢汉青 |
| 卢　强 | 卢桂章 | 皮道映 | 冯昭枢 | 冯德兴 | 冯才康 | 史忠科 | 史忠植 | 叶庆凯 |
| 叶银忠 | 叶　昊 | 田　捷 | 田玉平 | 左万利 | 孙金生 | 孙优贤 | 孙振东 | 孙增圻 |
| 孙明玮 | 孙继涛 | 孙富春 | 孙吉贵 | 孙家广 | 孙一康 | 孙东昌 | 孙德敏 | 孙立宁 |
| 孙洪赞 | 甘作新 | 甘仞初 | 石纯一 | 石青云 | 边肇祺 | 曲道奎 | 关治洪 | 关新平 |
| 仲伟俊 | 伍清河 | 任学梅 | 任　章 | 朱志刚 | 朱照宣 | 朱淼良 | 朱学峰 | 朱　枫 |
| 朱翼隽 | 朱广田 | 朱雪龙 | 安森健 | 安鸿志 | 安　刚 | 吕士楠 | 吕剑虹 | 西广城 |
| 齐二石 | 刘康生 | 刘　伟 | 刘永清 | 刘自宽 | 刘贺平 | 刘晓平 | 刘一军 | 刘文江 |
| 刘景泰 | 刘建平 | 刘一武 | 刘　民 | 刘瑞祯 | 达飞鹏 | 贠　超 | 年晓红 | 祁国宁 |
| 许可康 | 阮荣耀 | 邢科义 | 刘士荣 | 刘玉生 | 刘学慧 | 李士勇 | 李　华 | 李晓理 |
| 李永明 | 李洪兴 | 李宝绥 | 李　勇 | 李人厚 | 李介谷 | 李友善 | 李少远 | 李训经 |
| 李光泉 | 李伯虎 | 李嗣福 | 李春文 | 李清泉 | 李泉林 | 李祖枢 | 李衍达 | 李德毅 |
| 李　平 | 束洪春 | 汪定伟 | 杜利民 | 肖雁鸿 | 肖文栋 | 苏宏业 | 苏剑波 | 邵惠鹤 |
| 邹　云 | 陈　珂 | 陈万义 | 陈永仪 | 陈伯时 | 陈国青 | 陈宗基 | 陈　杰 | 陈永义 |
| 陈辉堂 | 陈翰林 | 陈立群 | 陈卫田 | 陈秋双 | 陈振宇 | 陈增强 | 陈彭年 | 陈善本 |
| 陈建新 | 陈国良 | 陈阳舟 | 陈　辉 | 邵世煌 | 陆维明 | 陆汝钤 | 陆国平 | 吴　澄 |

（下转第824页）