一种基于超立方体多处理机系统的快速诊断算法

孙丽萍,杭后俊,腾 莉
(安徽师范大学 计算机系,安徽 芜湖 241000)

摘 要:为了提高可诊断系统的诊断度,可以采用悲观诊断策略进行诊断。超立方体是一种应用广泛的互连网络拓扑结构,具有可并行处理的某些性质,且 n 维超立方体是$(2n-2)/(2n-2)$-可诊断的。文中在MM*模型下,研究了超立方体的诊断问题,提出了一个 $O(N\log_2 N)$ 的悲观诊断算法,N 是处理器总数。而经典的YML算法所需时间为 $O(N^{2.5})$。因此,文中的算法在时间复杂度方面是高效的。

关键词:系统级故障诊断;悲观诊断算法;超立方体;MM*模型
中图分类号:TP301 **文献标识码**:A **文章编号**:1673-629X(2008)08-0043-04

A Fast Diagnosis Algorithm for Hypercube Multicomputer Systems

SUN Li-ping, HANG Hou-jun, TENG Li
(Department of Computer Science, Anhui Normal University, Wuhu 241000, China)

Abstract: To increase the degree of diagnosability of diagnosable systems, pessimistic diagnosis strategy can be used. Hypercube is a popular topology for interconnection networks, which possesses some features desirable for parallel processing. It is known that n-dimensional cube is $(2n-2)/(2n-2)$-diagnosable. Addresses the fault diagnosis of hypercube under the MM* model and proposes an $O(N\log_2 N)$ algorithm for pessimistic diagnosis of hypercube, where N is the total number of the processors. In comparison, the classical YML algorithm takes $O(N^{2.5})$ time to achieve the same goal. In terms of time overload, the presented algorithm is efficient.

Key words: system-level fault diagnosis; pessimistic diagnosis algorithm; hypercube; MM* model

0 引 言

并行计算机互连网络是当前高性能计算机领域的一个热点。随着并行互连网络规模的扩大,系统中部件出错的可能性也随之增加。系统级故障诊断方法是提高系统的可靠性和稳定性有效手段,也是并行计算领域的重要研究课题。它是指系统中的各个处理器(结点)通过互相诊断得到诊断结果,再对诊断结果进行逻辑分析,来检测出故障结点,以便于及时更换故障结点的方法[1]。

同时,并行互连网络规模的扩大还使得系统中的并行处理机越来越多,若仍然采用简单的互连拓扑结构,已经不能满足实际的需求。国内外学者对各种主要的并行计算机互连拓扑结构进行了大量的研究,并运用某些拓扑结构开发了相应的研究和商业的并行计算机系统。其中,超立方体互连拓扑结构是一种在实践中得到广泛应用的互连网络模型,这是由于超立方体结构具有很多优秀的性质,如正规性、对称性、可嵌入性、可递归构建性等。虽然超立方结构相对于网格等体系结构复杂很多,但它在复杂性和具有的优良性质之间是一个很好的折衷方案,保证了许多高效并行算法及故障诊断算法的实施。因此,超立方体引起了学术界的广泛关注[2~4]。

系统级故障诊断有两种基本的诊断策略:一种是Preparata等人提出的精确诊断策略[1],规定系统中所有的结点能被正确诊断,即所有的有故障结点被确定为故障,且不存在无故障结点被确定为故障;另一种是Friedman提出的悲观诊断策略[5],规定诊断所得的故障结点集合中可以包括无故障结点。假定图 G 中的故障结点数不超过 t,如果 G 中所有的故障结点可以被隔离到一个集合内,且该集合包含的结点个数至多为 t,则 G 是 t/t-可悲观诊断的。相对于精确诊断策略,悲观诊断策略可以提高系统的诊断能力。Chwa和Hakimi对基于悲观诊断的可诊断系统的性质进行了描述[6],并且Yang等人提出了一个针对于一般系统的悲观诊断算法,即YML算法[7],其时间复杂度为

收稿日期:2007-11-29
基金项目:安徽省自然科学研究项目(2006kj076B)
作者简介:孙丽萍(1980-),女,安徽芜湖人,硕士研究生,讲师,主要研究方向为系统级故障诊断及并行算法;杭后俊,副教授,主要研究方向为图形学。

$O(N^{2.5})$。

文中将针对超立方体，通过求解相应测试图中的最大连通分量，提出一个悲观诊断算法，以至多误诊断一个结点为代价，诊断出全部故障结点，算法的时间复杂度为 $O(N\log_2 N)$。

1 术语和符号

在文中，用图 $G=(V(G),E(G))$ 表示一个多处理器系统，其中 $V(G)$ 表示处理器的集合，$E(G)$ 表示处理器间的通信链路集合。对于任一结点 $u\in V(G)$，u 的邻域可表示为 $N_G(u)=\{v\in V(G)\mid\{u,v\}\in E(G)\}$；对于结点子集 $S\subseteq V(G)$，S 的邻域可以表示为 $N_G(S)=\bigcup_{v\in S}N_G(v)-S$。$G-S$ 表示 G 的一个子图，其中 $V(G-S)=V(G)-S$，$E(G-S)=\{\{u,v\}E(G)\mid u,v\in V(G)-S\}$。结点子集 S 是连通图 G 的点断集，当且仅当 $G-S$ 不连通或为单个孤立点。最小点断集中顶点的个数称为 G 的连通度，记为 $K(G)$。当 $k\leqslant K(G)$ 时，称 G 为 $k-$连通图。$mc(G)$ 表示 G 的最大连通子图的顶点数目。

文中采用 MM* 诊断模型，则图 G 的测试图可表示为一个加权多图 $D(G)=(V(G),A(G))$，其中 $V(G)$ 表示顶点的集合，$A(G)$ 表示带权边的集合。对于任一带权边 $(u,v)_w$，表示比较器 w 给定与其相邻的处理器 u,v 相同的输入，然后对它们的输出结果进行比较，测试结果记为 $\sigma(u,v)_w$。G 中所有测试结果的集合称为症候，记为 σ。MM* 诊断模型的具体定义见表 1。

表 1 MM* 模型

比较器 w	处理器 u,v	测试结果 $\sigma(u,v)_w$
无故障	均无故障	0
无故障	至少一个有故障	1
故障	任意状态	0 或 1

用集合 $\{0,1\}^n$ 代表所有长度为 n 的 0-1 的二进制序列。n 维超立方体 Q_n 是一个以 $\{0,1\}^n$ 为结点标号集的图，由 2^n 个结点和 $n2^{n-1}$ 条边构成，且 Q_n 中的两个结点 $x=x_{n-1}x_{n-2}\cdots x_0$ 和 $y=y_{n-1}y_{n-2}\cdots y_0$ 相邻当且仅当表示 x 和 y 的二进制字符串中只有一位不同。在图 1、图 2 分别给出了 3 维和 4 维超立方体。

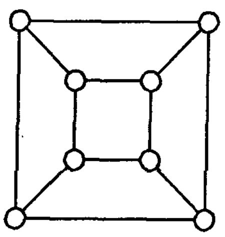

图 1 3 维超立方体

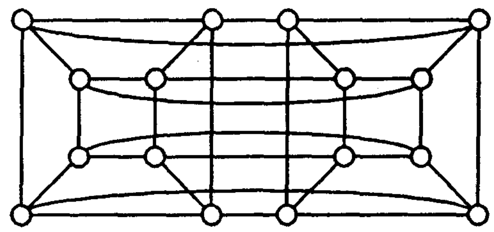

图 2 4 维超立方体

为了进一步诊断的目的，Q_n 可以表示为 $(G_1,G_2;\varphi)$，其中 $G_1=(V_1,E_1)$，$G_2=(V_2,E_2)$ 分别表示 $n-1$ 维的超立方体，φ 是 V_1 到 V_2 的映射，φ^{-1} 是逆映射，分别定义如下：对于结点 $x_{n-1}x_{n-2}\cdots x_0\in V_1$，$\varphi(x_{n-1}x_{n-2}\cdots x_0)=\overline{x}_{n-1}x_{n-2}\cdots x_0$；对于结点 $x_{n-1}x_{n-2}\cdots x_0\in V_2$，$\varphi^{-1}(x_{n-1}x_{n-2}\cdots x_0)=\overline{x}_{n-1}x_{n-2}\cdots x_0$。

2 算法原理

给定测试图 $G=(V,E)$，σ 是 G 的一个症候。$P_0(w)$ 是由比较器 w 测试为无故障的结点集合，即 $P_0(w)=\{u\mid u\in N_G(w)$，且 $\exists v\in N_G(w)$ 使得 $\sigma(u,v)_w=0\}$，则如果 $u\in P_0(w)$ 且 w 无故障时，则 u 也为无故障。$T_0(G)$ 是 G 的一个 0-测试子图，其中 $V(T_0(G))=V$，$E(T_0(G))=\{(w,u)\mid u\in P_0(w)\}$。

引理 1[8] G 是 n 维超立方体 Q_n，则 $K(G)=n$。

引理 2[9] $G=(V,E)$ 是 n 维超立方体 $Q_n(n\geqslant 3)$。$S\subseteq V$，如果 $|S|\leqslant 2n-3$，则 $mc(G-S)\geqslant|V|-|S|-1$。

引理 3[10] $G=(V,E)$ 是 n 维超立方体 $Q_n(n\geqslant 3)$。$S\subseteq V$，$|S|=k$。若 $1\leqslant k\leqslant n+1$，则 $|N_G(S)|\geqslant-\frac{1}{2}k^2+(n-\frac{1}{2})k+1$。

引理 4[11] 若 $G=(V,E)$ 中所有顶点的度均为 $n(n\geqslant 5)$，则在 MM* 模型下进行悲观诊断，G 是 $(2n-2)/(2n-2)-$可诊断的，当且仅当 G 不包含由三个结点构成的完全图的子图，且对于 G 中任意两个相邻顶点 u,v，$|N_G(u)\cap N_G(v)|\leqslant 2$。

由引理 4，易推出下面的结论：

引理 5 G 是 n 维超立方体 $Q_n(n\geqslant 5)$，则 G 是 $(2n-2)/(2n-2)-$可诊断的。

引理 6 给定图 $G=(V,E)$，σ 是由故障集 F 产生的症候，$H(G)$ 表示 $T_0(G)$ 所有连通分量的集合，对于 $\forall H\in H(G)$，则 H 中的所有顶点状态相同。

证明：假定连通分量 $H\in H(G)$ 中有一个无故障结点 u，则对于 H 中任一结点 v，存在路径 $(u,v_1,v_2,$

$\cdots, v_n, v)$。由于 u 无故障,则表明 v_1 无故障,同理,v_2 也无故障。如此反复下去,可以认定 H 中的所有顶点均无故障。因此,可以推出 $H(G)$ 中每个连通分量中的结点或者全无故障,或者全有故障。

引理7 给定图 $G=(V,E)$,σ 是由故障集 F 产生的症候,则 $mc(T_0(G))\leqslant\max\{|F|,|V|-|F|\}$。

证明:设 $H\in H(G)$ 是 $T_0(G)$ 的一个最大连通分量,由于 H 中的所以顶点均无故障或均有故障,则 $V(H)\subseteq V-F$ 或者 $V(H)\subseteq F$。因此,$mc(T_0(G))=|V(H)|\leqslant\max\{|F|,|V|-|F|\}$。

定理1 给定图 $G=(V,E)$ 为 n 维超立方体 $Q_n(n\geqslant5)$,σ 是由故障集 F 产生的症候,且 $|F|\leqslant2n-2$。令 $G=(G_1,G_2;\varphi)$,其中 $G_1=(V_1,E_1)$,$G_2=(V_2,E_2)$,并且 $mc(T_0(G_1))\geqslant mc(T_0(G_2))$。令 $F_1=F\cap V_1$,$F_2=F\cap V_2$,则以下结论成立:

1) $T_0(G_1)$ 有唯一的最大连通分量 H_1,$V(H_1)\subseteq V_1-F_1$,$N_{G_1}(V(H_1))\subseteq F_1$,且 $|V(H_1)|\geqslant2^{n-1}-n$;

2) $|V_1-V(H_1)-N_{G_1}(V(H_1))|\leqslant1$。

证明:

(1) 首先证明 $|F_1|\leqslant n-1$,下面用反证法,假设 $|F_1|\geqslant n$,则 $|F_2|\leqslant n-2$。由引理1得,G_2-F_2 是连通的,显然,G_2-F_2 是 $T_0(G_2)$ 的连通分量。又由 $|V_2|=2^{n-1}>2(n-2)\geqslant2|F_2|$,可得 $|V_2|-|F_2|>|F_2|$,因此,G_2-F_2 是 $T_0(G_2)$ 唯一的最大连通分量,且 $mc(T_0(G_2))=|V_2|-|F_2|\geqslant2^{n-1}-(n-2)$。

由前面的假设 $|F_1|\geqslant n$,可得 $|V_1|-|F_1|\leqslant2^{n-1}-n<2^{n-1}-(n-2)\leqslant mc(T_0(G_2))$。由于 $n\geqslant5$,可以得到 $|F_1|\leqslant|F|\leqslant2n-2<2^{n-1}-(n-2)\leqslant mc(T_0(G_2))$。由引理7,可得 $mc(T_0(G_1))\leqslant\max\{|F_1|,|V_1|-|F_1|\}<mc(T_0(G_2))$,这与条件 $mc(T_0(G_1))\geqslant mc(T_0(G_2))$ 矛盾,假设不成立,即 $|F_1|\leqslant n-1$。

进而,$|F_1|\leqslant n-1\leqslant2(n-1)-3$,又由引理2,得 $mc(G_1-F_1)\geqslant|V_1|-|F_1|-1$。令 H_1 表示 G_1-F_1 的最大连通分量,显然,H_1 也是 $T_0(G_1)$ 的最大连通分量。又由 $|V_1|=2^{n-1}>2n-1\geqslant2|F_1|+1$,可得 $|V(H_1)|=mc(G_1-F_1)\geqslant|V_1|-|F_1|-1>|F_1|$,所以,$H_1$ 是 $T_0(G_1)$ 唯一的最大连通分量。

由上知 $|V(H_1)|>|F_1|$,且由引理6,可得 $V(H_1)\subseteq V_1-F_1$。从而,$N_{G_1}(V(H_1))\subseteq F_1$,否则与 H_1 是 $T_0(G_1)$ 唯一的最大连通分量矛盾。

令 $|F_i|=\min\{|F_1|,|F_2|\}$,则 $|F_i|\leqslant n-1\leqslant2(n-1)-3$,由引理2,得 $mc(G_i-F_i)\geqslant|V_i|-|F_i|-1\geqslant2^{n-1}-n$。令 H_i 表示 G_i-F_i 的最大连通分量,显然,H_i 也是 $T_0(G_i)$ 的最大连通分量。与上述类似,可得 H_i 是 $T_0(G_i)$ 唯一的最大连通分量,则 $|V(H_1)|=mc(T_0(G_1))=\max\{mc(T_0(G_i))\}\geqslant2^{n-1}-n$。

(2) 下面用反证法,令 $S=V_1-V(H_1)-N_{G_1}(V(H_1))$,则 $N_{G_1}(S)\subseteq N_{G_1}(V(H_1))$。假设 $|S|\geqslant2$,$|N_{G_1}(V(H_1)))|=|V_1|-|V(H_1)|-|S|$,由结论2)知 $|V(H_1)|\geqslant2^{n-1}-n$,则 $|N_{G_1}(V(H_1))|\leqslant n-2$。由引理1得,$G_2-N_{G_1}(V(H_1))$ 是连通的,这与 $N_{G_1}(S)\subseteq N_{G_1}(V(H_1))$ 矛盾,因此 $|S|\leqslant1$。

定理2 给定图 $G=(V,E)$ 为 n 维超立方体 $Q_n(n\geqslant5)$ 和故障集 F 且 $|F|\leqslant2n-2$,令 $S\subseteq V$,$k=|S|$,且 $2\leqslant k\leqslant n+1$。

(1) 若 $k=2$,则 $N_G(S)\cap(V-F)\neq\varnothing$ 或 $N_G(S)=F$;

(2) 若 $2<k\leqslant n+1$,则 $N_G(S)\cap(V-F)\neq\varnothing$。

证明:

(1) 若 $k=2$,由引理3得,$|N_G(S)|\geqslant-\frac{1}{2}k^2+(n-\frac{1}{2})k+1=2n-2$。由条件 $|F|\leqslant2n-2$,即 $|N_G(S)|\geqslant|F|$,则 $N_G(S)\cap(V-F)\neq\varnothing$ 或 $N_G(S)=F$;

(2)(反证法) 假设 $N_G(S)\cap(V-F)=\varnothing$,即 $N_G(S)\subseteq F$,则 $|N_G(S)|\leqslant|F|$。由条件 $2<k\leqslant n+1$,由引理3得,$|N_G(S)|\geqslant-\frac{1}{2}k^2+(n-\frac{1}{2})k+1$。则 $2n-2\geqslant|F|\geqslant N_G(S)\geqslant-\frac{1}{2}k^2+(n-\frac{1}{2})k+1$,即 $k^2-(2n-1)k+4n-6=[k-(2n-3)][k-2]\geqslant0$,可得 $k\leqslant2$ 或 $k\geqslant2n-3$ 时不等式成立。由于 $n\geqslant5$,则 $n+1<2n-3$,因而,对于 $2<k\leqslant n+1$,得到 $2n-2<-\frac{1}{2}k^2+(n-\frac{1}{2})k+1$,即 $|F|<|N_G(S)|$,这与假设矛盾,所以,$N_G(S)\cap(V-F)\neq\varnothing$。

3 一个快速诊断算法

算法 DIAG。

输入:故障集 F 产生的症候 σ 且 $|F|\leqslant2n-2$。

输出:三元组 (S_0,S_1,S_2),其中 S_0 表示无故障结点集合,S_1 表示故障结点集合,S_2 表示未确定状态结点集合。

1. $S_0\leftarrow\varnothing, S_1\leftarrow\varnothing, S_2\leftarrow\varnothing$

2. fault_num := 0; undiagnosed_num: = $|V|$;

3.令 $G=(G_1,G_2;\varphi)$，其中 $G_1=(V_1,E_1)$，$G_2=(V_2,E_2)$，构建 $T_0(G_1)$、$T_0(G_2)$，通过广度优先搜索得到相应的最大连通分量 H_1 和 H_2，并且满足 $mc(T_0(G_1))\geqslant mc(T_0(G_2))$。

4. for each node $u\in V(H_1)$ do $\{S_0:=S_0\cup\{u\}$; undiagnosed_ num $--$;$\}$

5. for each node $u\in V_1-V(H_1)$ do

6. if$(N_{G_1}(u)\cap V(H_1)\neq$ NULL$)\{S_1:=S_1\cup\{u\}$;fault_ num ++;undiagnosed_ num $--$;$\}$

7. for each node $u\in V_2$ do

8. if $(u\in S_0)$

9. $\{$if $(u\in P_0(\varphi^{-1}(u)))$ $S_0:=S_0\cup\{u\}$;else $\{S_1:=S_1\cup\{u\}$;fault_ num ++;$\}$

10. undiagnosed_ num $--$;$\}$

11. $S_2:=V-S_0-S_1$

12. for $i:=1$ to undiagnosed_ num do

13. $\{$for each node $u\in S_2$ do

14. if $(\exists v\in N_G(u)$ and $v\in S_0)$

15. $\{$if $(u\in P_0(v))$ $S_0:=S_0\cup\{u\}$;else $\{S_1:=S_1\cup\{u\}$;fault_ num ++;$\}$

16. $S_2:=S_2-\{u\}$;$\}\}$

17. if (fault_ num $==2n-2$)$S_0:=S_0\cup S_2$;else $S_1:=S_1\cup S_2$;

下面证明算法的正确性及分析时间复杂度。

定理 3　给定图 $G=(V,E)$ 为 n 维超立方体 $Q_n(n\geqslant5)$，σ 是由故障集 F 产生的症候，且 $|F|\leqslant 2n-2$，则算法 DIAG 可在最多有一个结点被错误诊断的情况下，诊断出所有故障结点。

证明：由定理 1，算法 DIAG 可以确定出 G_1 中 $V(H_1)$ 中结点全无故障，$N_{G_1}(V(H_1))$ 中结点全有故障，且至多有一个结点未确定状态。又由定理 1 可知 $|V(H_1)|\geqslant 2^{n-1}-n$，则 G_2 中可由 H_1 中结点确定出状态的结点个数大于等于 $2^{n-1}-n$，即 G_2 中有小于等于 n 个结点未由 H_1 中结点确定出状态，则共剩下至多 $n+1$ 个结点暂时未确定状态。又由定理 2，可知 $S\subseteq V$ 且 $2<|S|\leqslant n+1$，则 $N_G(S)\cap(V-F)\neq\emptyset$，即 S 的邻域内存在无故障结点，即可被确定状态。若 $|S|=2$，当 $N_G(S)\cap(V-F)\neq\emptyset$ 时，表明 S 内所有结点可被确定状态；当 $N_G(S)=F$ 时，即 $|S|$ 内全为无故障结点。所以，算法 DIAG 可在最多有一个结点被错误诊断的情况下，诊断出所有故障结点。

定理 4　算法 DIAG 的时间复杂度为 $O(N\log_2 N)$，$N=2^n$ 是处理器总数。

证明：语句 1－2 进行初始化在 $O(1)$ 的时间内完成；语句 3 进行构建 $T_0(G_1)$、$T_0(G_2)$ 需要 $O(N\log_2N)$ 的时间，进行宽度优先搜索也需要 $O(N\log_2N)$ 的时间；语句 4 诊断 H_1 中结点全无故障，需要 $O(N\log_2N)$ 的时间；语句 5－6 诊断 $N_{G_1}(V(H_1))$ 中结点全有故障，需要 $O(N\log_2^2N)$ 的时间；语句 7－10 诊断 G_2 中可由 G_1 中无故障结点确定状态的结点，需要 $O(N)$ 的时间；语句 11 在 $O(1)$ 的时间内完成；语句 12－16 对暂未确定状态的结点集合进行诊断，需要 $O(N\log_2^3N)$ 的时间；语句 17 在 $O(1)$ 的时间内完成。因此，算法 DIAG 的时间复杂度为 $O(N\log_2N)$。

4　结束语

在 MM＊模型下，利用 0－测试子图的最大连通分量进行故障诊断，提出了一个针对超立方体的快速诊断算法，并对算法的正确性进行了论证。该算法的时间复杂度为 $O(N\log_2N)$，与经典的 YML 算法（时间复杂度为 $O(N^{2.5})$）相比，新算法是高效的。

参考文献：

[1] Preparata F P. On the connection assignment problem of diagnosable systems[J]. IEEE Transactions on Computers, 1967, 16(12):848－854.

[2] Wang D. Diagnosability of hypercubes and enhanced hypercubes under the comparison diagnosis model[J]. IEEE Transactions on Computers, 1999, 48(12):1369－1374.

[3] Efe K. A variation on the hypercube with lower diameter[J]. IEEE Transaction on Computers, 1991, 40(11):1312－1316.

[4] Dong T. A linear time pessimistic one－step diagnosis algorithm for hypercube multicomputer systems[J]. Parallel Computing, 2005, 31(8):933－947.

[5] Friedman A D. A new measure of digital system diagnosis [C]//Proc. Fifth Int'l Symp. Fault－Tolerant Computing. [s.l.]: IEEE Computer Society Press, 1975:167－170.

[6] Chwa K Y, Hakimi S L. On fault identification in diagnosable systems[J]. IEEE Transactions on Computers, 1981, 30(6): 414－422.

[7] Yang C L, Masson G M, Leonetti R A. On fault isolation and identification in t_1/t_1－diagnosable systems[J]. IEEE Transactions on Computers, 1986, 35(7):639－643.

[8] Kavianpour A, Kim K H. Diagnosabilities of hypercubes under the pessimistic one－step diagnosis strategy[J]. IEEE Transactions on Computers, 1991, 40(2):232－237.

[9] Esfahanian A H. Generalized Measures of Fault Tolerance with Application to N－cube networks[J]. IEEE Transactions on Computers, 1989, 38(11):1586－1591.

（下转第 49 页）

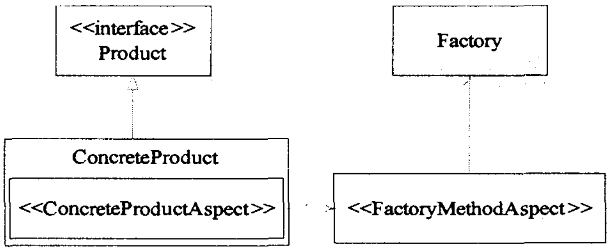

图2　面向方面的工厂模式

(3)Product 为一产品接口。

(4)ConcreteProduct 为一具体的 Product 产品。ConcreteProductAspect 产品方面内置于 ConcreteProduct 类中。

2.3　面向方面工厂模式分析

在面向方面的实现中,工厂模式中仅有空工厂类和相关 aspect。核心为工厂类,该工厂类没有任何工厂方法和对产品的知识。

添加工厂方法是使用 AspectJ 的类型间声明实现的,为了适应面向方面的特点工厂方法被设计为带参数的方法。同时该方面提供一个联结点,用于捕获对该工厂方法的调用。

产品类和产品方面在一个文件里。产品方面提供了产品类到工厂方法的参数绑定。当有多个 advice 绑定到同一个联结点时,方面编译器将自动产生一个功能类似于 if-else 的结构。当工厂方法被调用时,调用被捕获并转到 advice 执行,判断参数与产品绑定参数是否相符,选择返回产品或者通过 proceed()方法返回调用,并被可能存在的其他 advice 捕获,只有不再有 advice 捕获调用时才执行该调用。

面向方面工厂模式的可扩展性。工厂方法方面将经典模式里的接口依赖转化为工厂对方法方面的依赖,当需要添加接口时,只需要添加一个相关方法方面即可,不需要修改工厂类。产品类所包含的方面反转了具体工厂对产品的依赖,添加产品只需要添加产品类(以及包含在其内的产品方面)。

面向方面工厂模式的可维护性。当产品实现发生改变时,此时只需要修改产品类文件(以及包含在其内的产品方面)。

通过分析可认为该模式具有良好的可扩展性和可维护性,解决了面向对象编程实现的经典工厂方法模式的弊端。

3　面向方面工厂模式与抽象工厂模式

抽象工厂模式提供一个创建一系列相关或相互依赖对象的接口而无需指定它们具体的类。它与工厂方法模式的区别在于工厂方法只创建一个产品接口的不同实现而抽象工厂则创建多个产品接口的多个实现,并保证每个具体工厂创建的多个产品之间的约束条件。当只有一个产品类时,抽象工厂可以退化成工厂方法模式。

面向方面的工厂模式可以通过改变参数意义完成抽象工厂的功能。抽象工厂模式通过实例化不同的具体工厂来实现条件约束,而在面向方面的工厂中使用同一个工厂,通过传递给不同的工厂方法相同的参数来完成条件约束。比如一个支持多种视感标准的用户界面工具包[1],完全可以通过传入平台信息参数作为创建相关产品的约束条件,从而得到满足约束条件的产品对象。

4　结束语

文中应用 AspectJ 面向方面技术实现的工厂模式,能够很好地完成 GOF 的"设计模式"中工厂方法模式和抽象工厂模式的任务,解决了困扰这两个模式的可扩展性和重复维护的问题,实现了两种模式的统一。

参考文献:

[1] Gamma E, Helm R, Johnson R, et al. Design Patterns Elements of Reusable Object - Oriented Software[M]. Boston: Addison Wesley Professional, 1995.

[2] Hürsch W, Lopes C. Separation of Concerns[R]. [s. l.]: College of Computer Science, Northeastern University, 1995.

[3] Filman R E, Elrad T, Clarke S, et al. Aspect - Oriented Software Development[M]. Boston: Addison Wesley Professional, 2004.

[4] 高海洋,陈　平. AOP综述[J]. 计算机科学, 2002, 29(10): 133-135.

[5] Colyer A, Clement A, Harley G, et al. Eclipse AspectJ: Aspect - Oriented Programming with AspectJ and the Eclipse AspectJ Development Tools[M]. [s. l.]: Addison Wesley Professional, 2004.

(上接第46页)

[10] Yang X, Cao J, Megson G M, et al. Minimum Neighborhood in a Generalized Cube[J]. Information Processing Letters, 2006, 97(3): 88-93.

[11] Chang G Y, Chang G J, Chen G H. Diagnosabilities of Regular Networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, 2005, 16(4): 314-323.