

3R-6

包含関係に基づく一貫性制約記述法

関根 純 川下 満 鈴木 健司
(NTT情報通信処理研究所)

1. はじめに

企業の情報を有効利用する戦略的情報システムの構築のためには、企業全体としての情報資源の管理統制が必要である。このために情報資源を記述する情報ベースモデルを提案し〔1〕、特に、矛盾のない情報資源の記述を行うための一貫性制約が重要であることを指摘した〔2〕。

一方、情報資源のメタ情報、メタメタ情報の一元管理を行うIRDSの標準化〔3〕がISOにおいて進んでおり、情報ベースモデルの基本構造はここで決まるアーキテクチャに従うことが望まれる。従ってIRDSの標準化案が情報ベースモデルにおける一貫性制約の表現力の検討の際重要になる。IRDSで提案されている一貫性制約には、キーの一貫性、関連のカージナリティ(次数制限)、同一のオブジェクトにつながる関連間の排他性、属性のドメイン制約などがある。本稿では、これらの一貫性制約だけでは関連に対する様々な制限を記述できないことを述べ、これを解決するためにオブジェクトの集合間の包含関係を記述する必要があることを示す。

2. 一貫性制約記述の問題

情報ベースモデルは、IRDSの標準化案に基づき、オブジェクト(OBJECT)と関連(ASSOCIATION)を用いて表される(図1)。関連は矢印の方向に1対多であり、オブジェクトから出る線が実線の場合、オブジェクトに必ず一つ以上の関連が存在することが保証され、破線の場合は保証されない。このモデルに基づき情報資源のモデル化を行うと、以下の制約を記述できないことが問題となる。

制約1: 集合の部分集合関係

ユニークキーは、一テーブル内の属性の部分集合により構成される。(図1の表現では、“二つ以上のテーブル内”となることを禁止できない。)

制約2: 意味上、性能上、設計の手順上残して置きたい冗長な関連

ある機能が処理する帳票は、その機能のデータフローの入力の内容として含まれる。(図2の表現では、“含まれる”という関係を記述できない。)

制約3: オブジェクト間の階層関係

モジュール間のCALL関係は階層的でありサイクル(再帰的)とならない。(図3の表現では、“サイクル”となることを禁止できない。)

3. 一貫性制約の記述

上記の問題は、いずれもデータ構造図上で2つのオブジェクトタイプを結ぶ2つ以上の関連のパスが存在し互いに独立には決まらない場合に起きる。そこでこの性質を利用し、一貫性制約を関連のパス間の関係として記述することを試みる。

まず関連のパスを簡易に記述するため、関連に関する以下の関数表記を導入する。オブジェクトタイプT1のオカレンスの集合t1から、関連Aを矢印方向に辿ってオブジェクトタイプT2のオカレンス集合t2を得ることを、 $t2=A(t1)$ で、逆方向に関連を辿ることを、 $t1=A^{-1}(t2)$ で表す。簡略化のため関連A1の後、関連A2を適用することを $A2 \cdot A1$ と表記する。オブジェクトタイプT1に属する全オカレンスの集合は $DOM-T1$ と表記する。関連Aを繰り返し辿ってオブジェクトを得る、推移的な関連 $Tr-A$ を、集合の和 \cup 用いて以下のように定義する。

$$Tr-A(t) = A(t) \cup A \cdot A(t) \cup A \cdot A \cdot A(t) \cup \dots$$

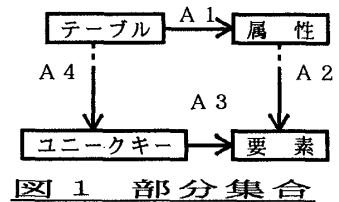


図1 部分集合

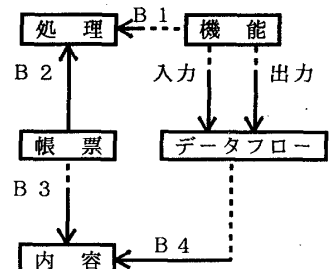


図2 冗長関連

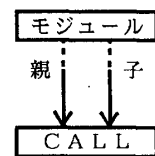


図3 階層関係

以上の準備に基づく、問題に示した制約を記述する一貫性制約は以下の様に記述できる。但し、=、 \supseteq 、#はそれぞれ集合間の等号、部分集合、排他的関係を表す。

- A2·A1(t)=A3·A4(t) t∈DOM-テーブル (制約1)
- B3⁻¹·B4·入力(k)⊇B2⁻¹·B1(k) k∈DOM-機能 (制約2)
- Tr-親·子⁻¹(m)#m m∈DOM-モジュール (制約3)

4. 記述の冗長性排除

一貫性制約の記述にあたっては、冗長な記述を除く必要がある。そのためにはまず、2つの記述が等価か否かを判定する必要がある。記述D1、D2の等価性はD1→D2、D2→D1が論理的に導けることが示せればよい。そのために以下の性質を利用することができる。

表1 記述の変換法

変換元	F1(t) \underline{X} F2(t)	\underline{X}	=	⊆	⊂	#
変換先	→A·F1(t) \underline{Y} A·F2(t)	\underline{Y}	=	⊆	⊆	* #
	→A ⁻¹ ·F1(t) \underline{Y} A ⁻¹ ·F2(t)				⊆	-
	→F1·A(s) \underline{Y} F2·A(s)				⊆	* #
	→F1·A ⁻¹ (s) \underline{Y} F2·A ⁻¹ (s)				+ #	+ #

(注)*Aの出力側が実線の時 +A⁻¹の出力側が実線の時

(1)関連の適用

一貫性制約の記述は、表1に示す変換が可能である。関連の表2に示す性質を用いると記述がさらに簡略化できる。

(2)包含関係に関する性質

以下の定理により、集合の部分集合関係 \subseteq を等号に変換できる。

定理1

- (i) $\forall t \in \text{DOM-T } F2(t) \subseteq F1(t) \subseteq \text{DOM-S}$
 - (ii) $\forall t, t' \in \text{DOM-T}, t \neq t' \rightarrow F1(t) \# F1(t')$
 - (iii) $F2(\text{DOM-T}) = \text{DOM-S}$
- なら $\forall t \in \text{DOM-T } F1(t) = F2(t)$

定理2

- (i) $\forall t \in \text{DOM-T } F2(t) \subset F1(t) \subseteq \text{DOM-S}$
 - (ii) $\forall t \in \text{DOM-T}, \exists s \in \text{DOM-S } s = F1(t)$
 - (iii) $\forall t \in \text{DOM-T}, \exists S \subseteq \text{DOM-T } S = F2(t)$
- なら $\forall t \in \text{DOM-T } F1(t) = F2(t)$

表2 関連の性質

関連種別	性質
T A S →	A ⁻¹ ·A(t)=t A·A ⁻¹ (s)⊇s
T A S --→	A ⁻¹ ·A(t)⊆t A·A ⁻¹ (s)⊇s
T A S -----→	A ⁻¹ ·A(t)⊆t
T A S ---→	A ⁻¹ ·A(t)=t

(注) t∈DOM-T s∈DOM-S

これらを制約1に適用した結果、等価と判定された23の記述を図4に示す。

さらに、2つ(以上)の記述D1、D2が等価でない場合でも、データ構造図で見て同じ閉路に関する記述であれば、以下の条件で簡略化し一つの記述で置き換えることができる。

条件1: D1、D2が双方同一のF1、F2について、F1(T) OP F2(T)(OPは集合間の関係)の形式に変換できる場合、次のOPの組合せを持つ2つの記述は一つに置き換えられる。

(=、⊆)→=、(⊂、⊆)→⊂、(⊆、⊇)→=

条件2: D1→D2で、その逆は成立しない場合、D1のみで充分である。

5. 一貫性制約のチェックの最小化

一貫性制約のチェックを記述通り行うのであれば、関連を辿りオブジェクトの集合を得る結合操作と、二つの集合間の照合操作で実現できる。4章で示した等価な記述について上記の二つのコストの和を算出すれば、チェックのコストを最小化する記述を選ぶことができる。定性的には、結合演算の際生じる中間結果のサイズが小さい場合コストは小さくなる。図4では、アンダーラインを付した記述においてチェックのコストが小さい。

- A2·A1(t)=A3·A4(t)
- A2·A1(t)⊇A3·A4(t)
- A2·A1(t)⊆A3·A4(t)
- A3⁻¹·A2·A1(t)=A4(t)
- A3⁻¹·A2·A1(t)⊆A4(t)
- A4⁻¹·A3⁻¹·A2·A1(t)⊆T
- A1(t)⊇A2⁻¹·A3·A4(t)
- T⊇A1⁻¹·A2⁻¹·A3·A4(t)
- A2(z)⊆A3·A4·A1⁻¹(z)
- A3⁻¹·A2(z)⊆A4·A1⁻¹(z)
- A4⁻¹·A3⁻¹·A2(z)⊆A1⁻¹(z)
- y⊆A3·A4·A1⁻¹·A2⁻¹(y)
- A3⁻¹(y)⊆A4·A1⁻¹·A2⁻¹(y)
- A4⁻¹·A3⁻¹(y)=A1⁻¹·A2⁻¹(y)
- A4⁻¹·A3⁻¹(y)⊆A1⁻¹·A2⁻¹(y)
- A4⁻¹·A3⁻¹(y)⊇A1⁻¹·A2⁻¹(y)
- A1·A4⁻¹·A3⁻¹(y)⊇A2⁻¹(y)
- A2·A1·A4⁻¹·A3⁻¹(y)⊇y
- A2·A1·A4⁻¹(u)⊇A3(u)
- A1·A4⁻¹(u)⊇A2⁻¹·A3(u)
- A4⁻¹(u)=A1⁻¹·A2⁻¹·A3(u)
- A4⁻¹(u)⊇A1⁻¹·A2⁻¹·A3(u)
- u⊆A4·A1⁻¹·A2⁻¹·A3(u)

図4 等価な記述

[1]関根、鈴木 他「情報ベースモデルのアーキテクチャ」、情処第34全国大会、455-456頁。
 [2]関根、鈴木「情報ベースモデルの一貫性制約」、情処第35全国大会、403-404頁。
 [3]”IRDS SERVICE INTERFACE WORKING DRAFT REVISION 5”,ISO/TC97/SC21/WG3 N452.