参照構造を持つXML上の高速な到達可能性判定

Fast Reachability Test on DAGs for XML

中村 有作
Yusaku Nakamura

九州工業大学 情報工学研究科
Graduate School of Computer Science and Systems Engineering, Kyushu Institute of Technology
yuusaku@donald.ai.kyutech.ac.jp

舞田 哲哉
Tetsuya Maita

(同 上)
t_maita@donald.ai.kyutech.ac.jp

坂本 比呂志
Hiroshi Sakamoto

九州工業大学 情報工学部
Faculty of Computer Science and Systems Engineering, Kyushu Institute of Technology
hiroshi@ai.kyutech.ac.jp

keywords: XML, range labeling, ancestor-descendant relationship, directed acyclic graph

Summary

We propose an efficient algorithm for deciding the reachability between any nodes on XML data represented by connected directed graphs. We develop a technique to reduce the size of the reference table for the reachability test. Using the small table and the standard range labeling method for rooted ordered trees, we show that our algorithm answers almost queries in a constant time preserving the space efficiency and a reasonable preprocessing time.

1. はじめに

本研究の目的は、XMLに代表される半構造データ上で、複雑な問い合わせ式の評価を行うための基礎的な技術である、任意のノード間の先祖子孫関係や到達可能性を高速に判定するための手法を提案することである。

XMLは、計算機可読な情報のデータ交換のための標準フォーマットとして認知され、日々莫大なデータがXMLとしてネットワーク上に蓄積されている。XMLは制約の緩やかなフォーマットであるため、様々な場所で自由に記述、蓄積されており、このようなXMLから目的のデータを高速に取り出すために、XQuery [Betc02]などのXMLのための問い合わせ言語が提案されている。

これらの問い合わせ言語において、複雑な問い合わせ式を評価するための基盤となるのが、任意のノード間の先祖子孫関係や、より一般的なグラフ上の到達可能性を高速に判定する技術である。範囲ラベルはその手法のひとつであり、通常は、データとなる順序木の各ノードに、前置順と後置順の順位のペアを設定したものである。このとき、ラベル (x, y) , (u, v) に対して、 $x < u$ かつ $y > v$ であることと (x, y) が (u, v) の先祖であることは等しい。このとき、 (x, y) は (u, v) を包含するという。このように前処理としてこの範囲ラベルを計算することで、任意のノード間の先祖子孫関係を定数時間で判定できる。

範囲ラベルに対しては、その原理の単純さや応用の広さから様々なアルゴリズムが提案されている [Cohen02,

Abiteboul01, Zhang01, 江田 02]。一方、一般のXMLデータを記述するためには、順序木よりも広いクラスである非巡回グラフのクラスまで拡張する必要がある*1。しかしながら、非巡回グラフは辺の合流を含むので、単純な範囲ラベルでは、非巡回グラフ上の無矛盾な先祖子孫関係を保存することができない。実際に、どのような範囲ラベルを用いても正しい到達可能性を表現することが不可能な非巡回有向グラフの例が存在する。

このような問題点を解決するために、これまでに様々な工夫が提案されている。非巡回グラフの範囲ラベル付けとして [Agrawal89]の手法がある。この手法では、まず、与えられたグラフの全域木を求め、それに対して範囲ラベルを設定する。そしてすべての葉ノードから根に向かって木以外の辺も辿ることで範囲ラベルの伝播を行う。このとき、あるノード u のすべての範囲ラベルが、ノード v のある範囲ラベルに包含されるときまたそのときに限り、 v から u へ到達可能となる。この手法の効率は、各ノードに設定される範囲ラベルの最大数 p に依存する。グラフのノード数と辺数をそれぞれ n, m とすると、必要な前処理時間は $O(pm)$ であり、記憶領域は $O(pn + m)$ である。また、範囲ラベルがソートされていると仮定すると、1回あたりの判定は $O(p)$ 時間となるが、最悪の場合 $p = O(n)$ となる。

*1 巡回を含む連結な有向グラフは、強連結成分に分解することで非巡回グラフの場合に還元できる。これについては後述する。

この欠点を改善する手法として, [鳥井 06] では, 重なり範囲ラベルと多次元分割による判定法が提案されている。これは, 元の非巡回グラフをいくつかの連結成分に分解する手法である。これらの連結成分は, それぞれが単一の範囲ラベルで到達可能性を保持できる極大部分グラフとなっており, 同じ成分内のノードについては定数時間で到達可能性を判定できる。この手法では, 1 回あたりの判定時間は, 多次元分割の個数 q に比例し, この値は, [Agrawal89] の手法における p に比べて比較的小さいことが示されている [鳥井 06]。この手法における前処理時間は $O(qn^2)$, 記憶領域は $O(q(n+m))$ である。

[Agrawal89] の伝播法は, 前処理の時間は抑えられるものの, 複雑なデータでは, 1 ノードあたりの範囲ラベルの個数が急激に増加することが報告されている [鳥井 06]。また, [鳥井 06] の手法では判定コストは抑えられるが, グラフの多次元分割に要するコストが高いため大規模データに対する実装が難しい。

一方, 範囲ラベルとは異なる手法として 2-Hop-Label 法が提案されている [Kaplan02]。この手法は, ラベルによって到達可能性を判定するという点については他の手法と同様であるが, 二つのノードが共通のラベルを持つか否かによって到達可能性を判定するという点が異なる。[Schenkel05] は, この手法を改良し, 大規模なデータに対する実装が可能なアルゴリズム HOPI を提案している。この手法も判定時間はラベル数に比例するが, 各ノードの平均ラベル数はそれほど大きくならないことが実験によって示されている。そこで本研究では, この手法を比較対象とする。

本研究では, 前処理の時間と記憶容量に関するコストを妥当な範囲に抑えながら, XML が表現する有向グラフ上で, ノード間の到達可能性を高速に判定するアルゴリズムを提案する。有向グラフを表現する XML の技術として, 別々のデータを双方向に関連付けたり外部からリンク構造を定義する XLink/XPointer やメタデータを記述するためのセマンティック Web の技術である RDF など, 様々なものが存在する。

そこで, 本研究が対象とする XML とそれが表す構造を説明する。XML は, より一般的な概念である半構造データに含まれる。半構造データは, 形式的には, 属性とその値のペアからなる列あるいは集合であり, 値は文字列や数値などの基本データ型または半構造データであると定義される。本研究が対象とする XML では, このような構造は, 次のようにラベル付きグラフで表現される。属性はグラフのノードに対応し, 属性間の二項関係がノード間の辺に対応する。すなわち, 属性が直近の入れ子関係にあるときや, 特定の異なる属性が同じ値を持つときに, そのノード間に辺を定義する。XML では半構造データの属性のことを要素と呼ぶ。本論文では, 要素間の入れ子によって定義される辺を実辺, 要素の値によって定義される辺を参照辺と呼ぶ。

参照辺は要素に付加的に定義される特定の属性とその値の組によって定義される。例えば XMark [Schmidt02] では, ある要素の ID 型属性と別の要素の IDREF 型属性が同じ値を持つことで, この 2 要素間の参照辺を実現している。この参照辺は, XLink で記述される単純リンクに相当する。

本研究のアイデアは, XML データが以下のような偏りを持っているという仮定に基づいている。

- (1) サイズが増加しても深さはほとんど変化しない。
- (2) 参照辺は特定のノードを参照する傾向がある。
- (3) 実辺のみからなるパス上にあり, 参照辺によって参照されているノード数は, パス 1 本あたり一定数に抑えられる。

これらの性質は, XMark [Schmidt02] による様々なサイズのデータをはじめ, それ以外の実データにおいても観察される。そこで本研究では, これらの性質を持つような非巡回グラフに対して高速な到達可能性判定アルゴリズムを実装し, 異なる XML データに対して, 前処理時間, 記憶領域, 判定時間の測定を行う。また, HOPI [Schenkel05] を実装して同じ XML データに対して実験を行い, 本手法の効果を確認する。

本研究で提案する手法は, 木の範囲ラベルと参照テーブルを組み合わせた手法である。まず [Agrawal89] と同様に, 非巡回グラフの全域木を求めて木の範囲ラベルを計算する。そして, その範囲ラベルで判定できないノードについてのみ参照テーブルを作成する。

参照テーブルは, すべての 2 ノード間の到達可能性を 1 ビットで保存すると $\Omega(n^2)$ サイズの配列が必要となるが, 本研究では, この参照テーブルを二つに分割することで, サイズを削減する。実際に, 判定時間をほとんど損なうことなく XMark のデータでは, この配列のサイズを 1%未満に削減できることを実験によって示す。また, XMark よりも参照辺の割合が高い実データに対しても, この配列のサイズは 4%未満に抑えられている。インデックスを作成するための前処理時間は, 10MB 程度までの実験では, 十分な規模耐性を持っていることを示す。判定時間も範囲ラベルの高々 1 回の比較と参照テーブルへのほぼ 1 回のアクセスで可能であり, 高速である。

本論文の構成は以下になっている。2 節では, 本研究に関連する概念, 特に, 範囲ラベルやグラフ理論に関する基本的な性質をまとめる。3 節では, 本研究で提案するアルゴリズムとデータ構造を示す。4 節では, 本手法を実装し, XMark とその他の実データに対する各種計算時間を測定し, その有効性を示す。また, HOPI との比較実験によって, 本手法の判定時間における優位性を示す。5 節では, 本研究の成果と今後の課題をまとめる。

2. 準備

本節では, XML と有向グラフの関係や基本的な範囲ラベルの性質について簡単にまとめる.

2.1 XML の木構造と範囲ラベル

XML はマークアップ言語であり, タグを用いて階層構造を記述できる. 1 つの開始タグは対応する終了タグを持っており, それらを合わせて要素と呼ぶ. このような XML の階層構造は, DOM (Document Object Model) と呼ばれるデータモデルによって, 根付き順序木で表すことができる. 木のノードラベルは, 元の XML のある要素名に対応する. このような木構造に対して, 範囲ラベルの定義を与える.

【定義 1】有向グラフ G の任意のノード v に, ある非負整数のペア $(\ell(v), r(v))$ を割り当てたとき, 任意の v, u に対して, “ $\ell(v) < \ell(u)$ かつ $r(v) > r(u)$ ” と “ v が u の先祖である” が等価であるとき, この割り当てを G に対する範囲ラベルという.

G が木や平面グラフなど単純な構造であるときには, このような性質を満たす範囲ラベルは高速に計算することができる. 例えば木の場合には, そのノード v の前置順と後置順による順位のペア $(pre(v), post(v))$ を利用する手法がよく知られている. このようにしてラベル付けされた例を図 1 に示す.

より一般には, 各 $pre(v)$ や $post(v)$ の間隔を空けて設定することで, 範囲ラベルの条件を満たしながらデータの挿入や削除に対応することができる [江田 02]. したがって, それらすべてを広義の範囲ラベルと考える. このような範囲ラベルを設定することで, 任意の 2 ノードについて, 一方が他方の先祖であるか否かを 2 つの整数の比較のみで判定できる.

図 1 根付き順序木の範囲ラベル

図 2 参照構造を持つ XML: person と open_auction がある属性値を ID 型として持ち, date と watch が IDREF 型の属性値としてそれらと同じ値を持つ.

2.2 非巡回グラフ

XML がより複雑な構造を持つ場合の判定問題を考える. XMark では, ID 型および IDREF 型と呼ばれる属性がタグ内で定義されており, ID 型の属性値と同じ値を, IDREF 型で参照することで, あるノードから任意のノードへ仮想的なリンク構造を表現できる (図 2). このような構造を含んだ XML は, 連結な有向グラフと等価であり, その有用性から, このような構造に対しても先祖子孫関係や到達可能性を高速に判定したい.

ここで, 巡回を含む連結な有向グラフに関する到達可能性の判定は, 以下のように非巡回に制限した場合に還元できる. 任意の有向グラフは, そのグラフの深さ優先探索を 2 回行うことで, そのグラフを強連結成分に分解できる [Aho87]. 強連結成分とは, 互いに到達可能なノードだけで構成された部分グラフのことであり, x, y が同一の強連結成分内のノードであるならば, 任意のノード z に対して, z, x 間の到達可能性と z, y 間のそれは等価である. したがって, 1 つの強連結成分全体を 1 つの頂点で置き換えてよく, このようにして再構成されるグラフは非巡回有向グラフになる. したがって, 以降では, 非巡回グラフ (DAG) に関する到達可能性のみを考える. また, DAG 内における先祖子孫関係の概念を木の場合と同様に使用する. すなわち, x から y への有向パスが存在するとき, x は y の先祖, y は x の子孫という.

次に, 一般の DAG に対して範囲ラベルを設定することを考える. ある DAG G が与えられたとき, G の全域木を T とし, T に対する範囲ラベルを通常の方法で設定したとする. このとき, G に合流辺がないならば $T = G$ となり, G の範囲ラベルが完成するが, 一般には $T \neq G$ であるので, ある頂点同士が先祖子孫関係にあるのに定義 1 の関係が成り立たないことが起こりうる.

【定理 1】無矛盾な範囲ラベル付けが不可能な非巡回有向グラフ G が存在する.

《証明》 ノード数 n の有向グラフに範囲ラベルが存在するとする．各ノード v のラベル $(\ell(v), r(v))$ に対して，ラベル $(\ell(v), r(v) + n)$ を考えると，これもまたそのグラフの範囲ラベルであり， $\ell(v) < r(v) + n$ を満たす．このとき $[\ell(v), r(v) + n]$ は数直線上の閉区間である．したがって，ある有向グラフに対して，“ v から u へ到達可能である”と “ $[\ell(v), r(v) + n]$ が $[\ell(u), r(u) + n]$ を含む” が等価となる閉区間を構成できないことを示せばよい．ここで， $G = (V, E), V = \{v_i, u_i \mid 1 \leq i \leq 3\}, E = \bigcup_{i \neq j} \{(v_i, u_j)\}$ とする (図 3)． G のノード u_1, u_2, u_3 は互いに到達不可能であるので，これらに割り当てられる区間は，少なくとも $\ell(u_i) < \ell(u_j) < \ell(u_k)$ を満たす必要がある^{*2}．ただし， (i, j, k) は $(1, 2, 3)$ の任意の置換である． v_1 は u_2, u_3 のみの先祖であり， v_2 は u_1, u_3 のみの先祖であるので，可能な割り当ては， $\ell(u_1) < \ell(u_3) < \ell(u_2)$ または $\ell(u_2) < \ell(u_3) < \ell(u_1)$ のみである．しかしどちらの場合も， u_1, u_2 の区間を含んで u_3 の区間を含まないような区間は存在しない．したがって， G に無矛盾な範囲ラベルは存在しない．□

図 3 範囲ラベル付け不可能な非巡回グラフ

このように，単一の範囲ラベルでは，DAG に無矛盾なラベル付けを行うことはできない．そこで，本研究では，範囲ラベルでカバーできない関係を，小規模な参照テーブルにあらかじめ登録する手法を提案する．

3. 提案手法

すでに説明したように，本研究では対象とする XML データの参照構造として，属性間の値によって定義されるものを想定している．

3.1 非巡回グラフと全域木の関係

XML 内に ID 型と IDREF 型の属性が定義されているとする．ある ID 型の属性値を持ったノードを IDREF 型によって参照しているノードを参照ノード，参照されているノードを被参照ノードと呼ぶ．ID 属性が定義されていても実際にそれが他から参照されていない場合は，そのノードは被参照ノードとは見なさない．

また，XML 内で記述されている要素間の関係を 2 種類に分類する．すなわち，その XML の DOM 木における親子関係を表す辺を実辺と呼び，参照ノードからそれが参照している被参照ノードへの辺を参照辺と呼ぶ．例えば，前節における図 2 では，破線の辺が参照辺であり，それ以外の辺が実辺を表す．また，person と open-auction タグを持ったノードが被参照ノードであり，それらは date と watch タグを持つノードからそれぞれ参照されている．

有向グラフ $G = (V, E)$ に対する全域木 T_G を求めたとき， E の辺のうち T_G に属さない辺の集合 $E' = \{e \mid e \notin T_G\}$ は，以下の 3 種類に分類される．本研究では， T_G の辺は実辺，それ以外の E' が参照辺に該当する．

- (a) 前進辺： T_G の頂点からその子でない子孫への辺
- (b) 後退辺： T_G の頂点から先祖への辺
- (c) 交差辺：それ以外の辺

T_G に任意の前進辺を付け加えた T'_G に関する到達可能性は， T_G のそれと等しい．したがって， T_G の範囲ラベルが求まっているとすると，(a) の前進辺は無視できる．

T_G にある後退辺を付け加えたとき，ある閉路ができる．この閉路に属するノードは，到達可能性に関して等価である．したがって，前処理として強連結成分に分解することによって，(b) の後退辺はないものとみなせる．

以上により， G のノード間で到達可能であるものは，それらが T_G 上で先祖子孫関係にある場合と， T_G の辺と (c) の交差辺のみをたどるパス上にある場合のいずれかとなる．したがって，到達可能性において前進辺と後退辺は無視できることから，議論する必要がある XML 上の参照辺は，交差辺のみである．

3.2 参照テーブル

n を有向グラフ G のノード数とすると， $n \times n$ の配列 R で， v_i から v_j へパスが存在するとき $R_{ij} = 1$ ，それ以外するとき $R_{ij} = 0$ を満たすものを G の到達可能性に対する参照テーブルという．この配列のサイズは $\Omega(n^2)$ であるが， G は非巡回であるとしてよいので， G の頂点をトポロジカルソート [Aho87] し， R の行列の添字をこのソート順にすることで，サイズを半分にする．なぜならば，トポロジカルソートで順位が下位のノードから上位のノードへの辺は存在しないからである．

しかしながら，この手法では配列のサイズが G のノード数 n に対して， $\frac{n(n-1)}{2}$ になるだけで，大規模なデータに適用することは困難である．そこで，前述したような XML データに含まれる偏りに着目して，この配列のサイズを削減することを試みる．次の定義は， v_i から v_j への到達可能性において始点 v_i に関する制限を表している．

【定義 2】 DOM 木 T 上のノード v を根とする部分木 T_v が参照ノードを含まず， v の親を根とする部分木が参照ノードを含むとき， T_v を T の極大部分木という．

^{*2} 等号が成立すると一方が他方の部分区間となり矛盾する．

図 4 極大部分木と単純ノードの例: a, b のみが単純ノードで, c, d, e を根とする部分木のみが極大

極大部分木は、外部のノードを参照しないノードだけからなる DOM 木の極大な部分木を表している。したがって、 v_i がある極大部分木のノードならば、参照テーブルの行要素に v_i は不要である。なぜならば、 v_i から到達できるすべてのノードはその極大部分木内に限られ、それらは範囲ラベルのみで判定できるからである。同様に、以下の定義によって終点に関する制限を行う。

【定義 3】 DOM 木 T のノード v が自分も含めて先祖に被参照ノードを持たないとき、 v を単純ノードという。

ある頂点 v_j が単純ノードならば、参照テーブルの行要素に v_j は不要である。なぜならば、 v_j に到達できるすべてのノードは v_j の DOM 木における先祖に限られ、それらはやはり範囲ラベルのみで判定できるからである。図 4 に、極大部分木と単純ノードの例を示した。

以上の概念から、参照テーブルに必要な情報は、子孫に被参照ノードを持つノードから、先祖に被参照ノードを持つノードへの到達可能性の情報のみである。そこで、深さ優先探索を行うことで、配列 R_{ij} の添字 i を、子孫に被参照ノードを持つノード v_i に関連付け、添字 j を先祖に被参照ノードを持つノード v_j に関連付ける。次に、このように定義した参照テーブルを実際に構築するアルゴリズムを説明する。

3.3 アルゴリズム

参照テーブルの構築法を説明する。範囲ラベルの構築については省略する。DOM 木の深さ優先探索によって、子孫に被参照ノードを持つノード v の系列 v_i と先祖に被参照ノードを持つノード u の系列 u_j がすでに求まっており、これらの添字は発見された順番に定義されているものとする。このとき、参照テーブル R_{ij} の i 行目を v_i と関連付け、 j 列目を u_j と関連付ける。したがって、 $R_{ij} = 1$ のときまたそのときに限り、 v_i から u_j へ到達可能と判定する。

アルゴリズム $DFS(T)$

入力：XML の DAG T (DOM 木 + 参照辺)

出力：到達可能性を記録した配列 R

- (1) T の実辺を深さ優先探索し、あるノード u からその親 v に戻るときに、 u の現時点での子孫を v の子孫として R に記録する
- (2) 参照ノード v_i があれば、その参照先 u_j に対して $DFS(T_{u_j})$ を呼び出す
- (3) 呼び出しが終われば、 u_j の子孫を v_i の子孫として R に記録する

図 5 参照テーブルの構築アルゴリズム

図 6 $DFS(T)$ の巡回: 被参照ノード u を根とする部分木のノードをその親 v へ伝播させていく

図 5 に参照テーブルの構築アルゴリズム $DFS(T)$ を示した。このアルゴリズムの概略と使用するデータ構造を説明する。入力 XML を DOM 木で表したリスト構造で、参照・被参照の関係を含んだ DAG である。このデータ構造 T の実辺を深さ優先探索しながら、各ノードから到達可能なノードを参照テーブル R に記録していく。

あるノード v_i に対応する参照テーブルの i 行目には、現時点までにわかっている v_i から到達可能なノードが記録されている。したがって、 v_i の子孫をすべて求めるためには、 v_i の子供 v_j の子孫を求めて R に登録し、深さ優先探索で親である v_i に戻るときに、 R の j 行目を i 列目に継承すればよい。ここで継承とは、1 (true) のビットのみをコピーすることを意味する。親へ戻るためには、それまでの先祖をスタックに積んでおけばよい。

また、あるノードが参照ノードならば、対応する被参照ノードを訪れて、そのノードを根とする部分木に対して再帰的に上記の動作を行う。部分木の巡回が終わったときは、上と同様に参照元に対して子孫の継承を行う。この動作による DAG の巡回を図 6 に示す。

T は閉路を含まないので、 $DFS(T)$ の処理は必ず終了する。しかし T が合流を含むとき、スタックだけでは同じ頂点を 2 度以上訪れることがある。この問題は、上記の子孫の継承によって回避できる。ある頂点 v_i を 2 度目に訪れたとき、最初の探索の時点で v_i の子孫は R の i

行目にかならず記録されている．なぜならば， T は閉路を含まず，アルゴリズムは深さ優先探索を行っているので， v_i から始まる 1 度目の探索で， v_i に継承されるべき子孫はすべて到達済みだからである．したがって，探索をそこで打ち切って，スタックに積まれているノードに v_i の子孫すなわち R の i 行目を継承すればよい．この参照テーブル R はすべてのノードの組み合わせに対して領域を確保する必要はなく，その実際の効率は実験によって示される．

アルゴリズム $Reachability(v_i, v_j)$

入力：XML の DAG T の参照テーブルのと範囲ラベル

出力： v_i から v_j へ到達可能性

- (1) v_i の範囲ラベルが v_j のそれを包含するならば到達可能，それ以外なら次へ
- (2) v_i が T の極大部分木に含まれるか v_j が単純ノードならば到達不可能，それ以外なら次へ
- (3) $R_{ij} = 1$ ならば到達可能，それ以外なら到達不可能

図 7 DAG 上の到達可能性判定アルゴリズム

$DFS(T)$ と T の範囲ラベルを用いて，任意の頂点間の到達可能性を判定するアルゴリズムを図 7 に示す．もし 2 ノード間に DOM 木中の先祖子孫関係があるならばそれは範囲ラベルで判定可能である．またそれ以外で到達可能ならば，そのようなパスは必ず参照辺を少なくとも 1 つは含む．参照ノードを子孫を持つノードと被参照ノードを先祖を持つノードの到達可能性は R_{ij} に記憶されているので，結局任意の頂点間の到達可能性を範囲ラベルと参照テーブルだけで判定可能である．

アルゴリズムの時間/領域計算量を見積もる．DOM 木のノード数を n ，参照辺を含んだ辺の総数を m とする．まず $DFS(T)$ について，必要なデータ構造はスタック，DOM 木，参照テーブルである．スタックのサイズは $O(n)$ であり，DOM 木のサイズは $O(n+m)$ である．また，被参照ノードの個数を ℓ ，先祖に被参照ノードを持つノードの個数を ℓ' ，子孫に被参照ノードを持つノードの個数を k とすると，参照テーブルのサイズは $O(k\ell')$ である．

したがって， $DFS(T)$ の領域計算量は $O(n+m+k\ell')$ となる．最悪の場合，これは $O(n^2)$ である．また，範囲ラベルは $O(n+m)$ で計算可能で， $DFS(T)$ は各辺を一度しか辿らず， R_{ij} の各成分を一度しか更新しないので， $DFS(T)$ の時間計算量は， $O(n+m+\ell'm)$ である．

次に， $Reachability(v, u)$ については，1 回の範囲ラベルの比較と高々 1 回のテーブルの参照なので，時間計算量は $O(1)$ であり，領域計算量は $O(n+m+k\ell')$ である．

3.4 参照テーブルの効率化と計算量

ここでは，これまでに構築した参照テーブルのサイズをさらに削減する手法を提案する．ここで重要なことは，一度参照テーブルを構築したあとにサイズを削減するのではなく，より少ない領域のテーブルを直接求めることができるということである．この手法は，到達可能性の判定を常に $O(1)$ 時間で求める保証はないが，深さがほとんど変化しない XML データについては高速に計算できる．ここでは，本研究での手法（分割前と分割後）および他の手法における計算量の比較を行う．また次の節では，用いたデータにおいては，前処理に必要な計算時間，領域量ともに，分割前の参照テーブルと比較して効率が良いことを実験によって示す．

R_{ij} を二つに分割した子孫テーブルおよび先祖リストを定義する． R_{ij} と同様に， $r_1, \dots, r_\ell$ を被参照ノード， $v_1, \dots, v_k$ を子孫に被参照ノードを持つノード，および $u_1, \dots, u_{\ell'}$ を先祖に被参照ノードを持つノードとする．

子孫テーブル D_{ij} は， i 行目が v_i と関連付けられ， j 列目が r_j と関連付けられた配列であり， $D_{ij} = 1$ は v_i から r_j に到達可能を意味する．また， $A[i]$ は長さが高々 ℓ のリストの先頭を指しており，それらは u_i の先祖からなる．したがって， $A[i]$ が指すリストが r_j を含むとき， r_j から u_i に到達可能となる．

これらの構造によって，参照テーブルは 2 分割されることになる．これらは R_{ij} を構築するアルゴリズムとほとんど同様の手法で， R_{ij} を経由せずに直接構築可能である．この様子を図 8 に示す．この分割に対して領域量と判定時間の関係にはトレードオフが存在する． D_{ij} と $A[i]$ に分割すると， $A[i]$ の 1 ノードあたりの最大長が DOM 木の深さで制限されるため，参照テーブルをそのまま用いる場合に比べて，必要な領域量が減少する．しかしながら，最悪の場合，あるリストに存在するすべてのノードに対して，子孫テーブルをチェックする必要があるため，判定時間はリストの長さに比例して増加する．

ここで，本手法の前処理時間，記憶領域，および判定時間を見積もり，他の手法と比較を行う．これまでの R_{ij} では，表のサイズは $k\ell'$ であったが，この分割によって，サ

図 8 参照テーブル R_{ij} を分割した子孫テーブル D_{ij} と先祖リスト $A[i]$ ．ただし， ℓ' はリストの平均長であり，最大長ではない．

表 1 計算量の比較: [Agrawal89, 鳥井 06, Schenkel05] と本手法の分割前 (R_{ij}) と分割後 ($D_{ij} + A[i]$) (オーダー記号は省略)

	伝播	多次元	HOPI	R_{ij}	$D_{ij} + A[i]$
前処理時間	$n + pm$	$qn^2 + m$	$n^3 + m$	$n + \ell' m$	$n + \ell m$
領域量	$pn + m$	$q(n + m)$	$n\sqrt{m}$	$k\ell' + n$ $+m$	$k\ell + n + m$ $+ \ell' \ell''_{max}$
判定時間	p	q	L	定数	ℓ''_{max}

イズは高々 $k\ell + \ell' \ell''$ になる。ただし、 ℓ'' は $A[i]$ が指すリストの平均長である。これらの尺度について $\ell'' < \ell \leq \ell'$ であることは自明である。なぜならば、 ℓ 個の被参照ノードの子孫すべてが、 ℓ' に関するノードとなるからである。また、あまり複雑でない DAG の場合は、 ℓ'', ℓ は ℓ' よりも十分に小さく、さらに ℓ' は k よりも十分に小さい。

結果をまとめたものを表 1 に示す。ここで、 n はノード数、 m は辺数、 p は [Agrawal89] におけるノードひとつが持つラベルの最大数、 q は [鳥井 06] におけるグラフの多次元分割数である。 ℓ, ℓ', ℓ'', k についてはすでに説明した。また、 ℓ''_{max} は、先祖リストの最大長であり、 L は [Schenkel05] による 1 ノードあたりの平均ラベル数 (最悪は $O(n)$) である。これらの変数の大小比較については、 $n < m$ は自明であり、 $\ell'' < \ell \leq \ell' < n$ であり $k < n$ である。一般に、 p は木の深さに依存し、 $q < p$ であることが実験によって示されている [鳥井 06]。これ以外の関係はデータの複雑さに依存する。次の節では、本手法の効果を実験によって確認する。

4. 実 験

本手法の有効性を実験によって確認する。使用したデータは、XMark [Schmidt02] によって生成した 3 つの XML データ (500KB, 2MB, 11MB) と、XML Data Repository *3 から取得した 2 種類の実データ Mondial (1.7MB) と TPC-H (500KB) である。実験環境は、Celeron 3.2GHz、992MB メモリ上の WindowsXP であり、参照辺を含む XML の DOM 木を C++ による双方向リストで実装した。

実験は、本手法における前処理時間、記憶領域、ノード間の到達可能性を判定する時間を参照テーブル分割後の実装で測定した。また、本手法による参照テーブルの分割前と分割後の比較および HOPI [Schenkel05] を実装し、性能の比較を行った。

表 2 に、使用した XML データの基本的な情報を示す。この表から、XMark は、全体のおよそ 16% が参照辺であり、Mondial は、全体の 50% 近くが参照辺であることがわかる。また、平均入次数はその有向グラフの各ノードが持つ親の平均個数である。グラフが木の場合は、根以外がちょうど 1 つの親を持つので、平均入次数はほぼ 1 に等しい。表 2 の 1.19 という値は、平均して 5 ノード中 1 つが被参照ノードであることを表す。この値が大き

表 2 XML データと DOM 木の概略

データの種類	サイズ (KB)	実辺数	参照辺数	平均入次数
XMark	519	7502	1456	1.19
	2083	30005	5675	1.19
	11597	167865	32240	1.19
Mondial	1740	22423	18932	1.89
TPC-H	509	13648	1525	1.11

表 3 参照テーブル分割前後のメモリ消費量 (カッコ内は予想値)

データの種類	サイズ (KB)	参照テーブル (MB)	子孫テーブル + 先祖リスト (MB)
XMark	519	12.67	0.56
	2083	208.51	8.54
	11597	(6641.42)	268.65
Mondial	1740	249.91	16.75
TPC-H	509	0.42	0.09

いほどグラフが複雑になる傾向があると考えられる。あとで示すように、[Schenkel05] の手法では、この値が判定時間に大きな影響を与えていることがわかる。

参照テーブルの分割前と分割後の領域を比較した結果が、表 3 である。ただし、XMark の最大データに対する参照テーブルについては、必要な領域を確保できないため、分割後のサイズから見積もった。この結果から、参照テーブルの分割によって、領域比にして数十倍の効率化が達成されている。

HOPI との比較実験の結果を図 9 に示す。これら結果から、10 数 MB 程度の XMark のデータでは提案手法の方が前処理時間と判定時間共に効率的である。また、判定時間は、ほぼ 10 倍高速である。図 10 は、他の XML データに対する判定時間の結果である。Mondial の場合には、本手法はほぼ 100 倍の高速化を達成している。これは、データが複雑になると HOPI のラベル数が急激に増加するためである。1 ノードあたりの平均ラベル数は、XMark で 8 であるのに対し、Mondial では 698 に増加した。これに対し、本手法における先祖リストの最大長は、XMark の各データで 1 であり、Mondial でも 3 である。この結果から、参照辺が多く含まれるデータほど本手法の効果が得られやすいことがわかる。以上の結果から、本研究で提案した手法によって、高速な到達可能性判定に対して期待した効果が得られたと考えられる。

5. ま と め

本研究では、木構造よりも複雑な XML データに対して、高速に頂点間の到達可能性を判定するためのアルゴリズムを提案した。提案手法では、XML データ内の偏りを仮定し、それらの情報を利用して、判定の効率をほとんど犠牲にすることなく参照テーブルのサイズを大幅に削減した。またその手法を実装して、現実のデータや他

*3 <http://www.cs.washington.edu/research/xmldatasets/>

図 9 XMark における比較実験

図 10 実データにおける比較実験

の手法と比較して有効性を確かめた。しかしながら、今回比較した HOPI は、XML データを分割することでより大規模な XML データに適用可能であるのに対し、本手法は今のところ、データを分割することができない。また、[Schenkel05] では、インデックスの更新についても提案されており、本研究の今後の課題である。

◇ 参 考 文 献 ◇

- [Abiteboul00] S. Abiteboul, P. Buneman, D. Suciu, Data on the Web, Morgan Kaufmann (2000)
- [Abiteboul01] S. Abiteboul, H. Kaplan, T. Milo, Compact labeling schemes for ancestor queries, In SODA 2001, pp. 547-556 (2001)
- [Abounaga01] A. Abounaga, A. R. Alameldeen, J.F. Naughton, Estimating the Selectivity of XML Path Expressions for Internet Scale Applications, In VLDB 2001, pp. 591-600 (2001)
- [Agrawal89] R. Agrawal, A. Borgida, H.V. Jagadish, Efficient Management of Transitive Relationships in Large Data and Knowledge Bases, In SIGMOD 1989, pp. 253-262 (1989)
- [Aho87] A. V. Aho, J. E. Hopcroft, J. D. Ullman, Data Structures and Algorithms, Addison-Wesley (1987)
- [Al-Kalifa02] S. Al-Khalifa, H. V. Jagadish, N. Koudas, J. M. Patel, D. Srivastava, Y. Wu, Structural Joins: A Primitive for Efficient XML Query Pattern Matching, In ICDE 2002, pp. 141- (2002)
- [Arion03] A. Arion, A. Bonifati, G. Costa, S. D'Aguzzo, I. Manolescu, A. Pugliese, Xquec: pushing queries to compressed XML data, In VLDB 2003, pp. 1065-1068 (2003)
- [Betc02] S. Boag, D. Chamberlin, M. F. Fernandez, D. Florescu, J. Robie, J. Simeon, XQuery 1.0: An XML Query Language, <http://www.w3.org/TR/2002/WD-xquery-20020816> (2002)
- [BPSM98] T. Bray, J. Paoli, C. M. Sperberg-McQueen, E. Maler, Extensible Markup Language (XML) 1.0 W3C Recommendation, <http://www.w3.org/TR/REC-xml> (1998)
- [Chen05] L. Chen, A. Gupta, M. E. Kurul, Efficient Algorithms for Pattern Matching on Directed Acyclic Graphs, In ICDE 2005, pp. 384-385 (2005)
- [Chung02] C.-W. Chung, J.-K. Min, K. Shim, APEX: Adaptive Path Index for XML Data, In SIGMOD 2002, pp. 121-132 (2002)
- [Kaplan02] E. Cohen, E. Halperin, H. Kaplan, U. Zwick, Reachability and Distance Queries via 2-Hop Labels, In SODA 2002, pp. 937-946, 2002.
- [Cohen02] E. Cohen, H. Kaplan, T. Milo, Labeling Dynamic XML Trees, In PODS 2002, pp. 271-281 (2002)
- [江田 02] 江田毅晴, 天笠俊之, 吉川正俊, 植村俊亮, XML 木のための更新に強い節点ラベル付け手法, DBSJ Letters, Vol. 1, No. 1, pp. 35-38 (2002)
- [Fernandez98] M. F. Fernandez, D. Suciu, Optimizing Regular Path Expressions Using Graph Schemas, In ICDE 1998, pp. 13-23 (1998)
- [Goldman97] R. Goldman, J. Widom, DataGuides: Enable Query Formulation and Optimization in Semistructured Databases, In VLDB 1997, pp. 436-445 (1997)
- [Green04] T. J. Green, A. Gupta, G. Miklau, M. Onizuka, D. Suciu, Processing XML Streams with Deterministic Automata and Stream Indexes, ACM TODS, vol. 29, no. 4 (2004)
- [Lam03] W.-Y. Lam, W.-N. Peter, M. Levene, XCQ: XML Compression and Querying System, In WWW 2003 (posters) (2003)
- [Maita05] T. Maita, H. Sakamoto, A Simple Extension of Queriable Compression for XML Data, In AMT 2005, pp. 91-95 (2005)
- [Milo99] T. Milo, D. Suciu, Index structures for path expressions, In ICDT 1999, pp. 277-295 (1999)
- [Min03] J.-K. Min, M.-J. Park, C.-W. Chung, XPRESS: A Queriable Compression for XML Data, In SIGMOD 2003, pp. 122-133 (2003)
- [Schenkel05] R. Schenkel, A. Theobald, G. Weikum, Creation and Incremental Maintenance of the HOPI Index for Complex XML Document Collections, In ICDE 2005, pp. 360-371 (2005)
- [Schmidt02] A. Schmidt, F. Waas, M. Kersten, M. Carey, I. Manolescu, R. Busse, Xmark: A benchmark for XML data management, In VLDB 2002, pp. 974-985 (2002)
- [Schwentick04] T. Schwentick, XPath Query Containment, SIGMOD Record, Vol. 33, No. 1, pp. 101-109, (2004)
- [Srivastava02] D. Srivastava, S. Al-Khalifa, H. V. Jagadish, N. Koudas, J. M. Patel, Y. Wu, Structural joins: A primitive for efficient XML query pattern matching, In ICDE 2002, pp. 141-152 (2002)
- [Tolani02] P. M. Tolani, J. R. Haritsa, XGRIND: A Query-friendly XML Compressor, In ICDE 2002, pp. 225-234 (2002)
- [鳥井 06] 鳥井修, 白井智, 金井達徳, 非巡回グラフのための拡張レンジラベリング手法, DBSJ Letters, Vol.5, No.1, pp.157-160 (2006)
- [Wu03] Y. Wu, J. M. Patel, H. V. Jagadish, Structural Join Order Selection for XML Query Optimization, In ICDE 2003, pp. 443-454 (2003)
- [Zhang01] C. Zhang, J. Naughton, D. DeWitt, Q. Luo, G. Lohman, On Supporting Containment Queries in Relational Database Management Systems, In SIGMOD 2001, pp. 425-436 (2001)

〔担当委員：河野 浩之〕

2006 年 8 月 15 日 受理

謝 辞

本研究の一部は平成 18 年度科学研究費補助金 (若手研究 (B) 課題番号 18700154) による支援を受けて実施されました。また、本論文を執筆するにあたり査読者の方々から有益なコメントを頂きました。ここに記して謝意を表します。

著 者 紹 介

中村 有作

2006 年九州工業大学情報工学部知能情報工学科卒業。現在、同大学院情報工学研究科情報科学専攻修士課程に在学中。半構造データからのデータマイニング、効率的な索引構造の研究に従事。

舞田 哲哉

2005 年九州工業大学情報工学部知能情報工学科卒業。現在、同大学院情報工学研究科情報科学専攻修士課程に在学中。高速な XML データベース、大規模な半構造データの索引付けに関する研究に従事。

坂本 比呂志 (正会員)

1998 年 12 月九州大学大学院システム情報科学研究科情報理学専攻博士後期課程修了 (日本学術振興会特別研究員)。博士 (理学)。1999 年 1 月から 2003 年 7 月まで九州大学大学院システム情報科学研究科助手。2003 年 8 月から九州工業大学情報工学部助教授で現在に至る。機械学習と Web 上のテキストデータからの知識獲得の研究に従事。最近では XML データの圧縮および索引付けに関する研究に興味を持っている。