マルチメディア通信と分散処理　59－5
（１９９３．１．２９）

日本インターネットのASへの分割について

山本和彦† 平原正樹‡

†九州大学工学部情報工学科
‡東京大学情報ネットワークシステム運用センター

1987年に構築が始まった日本インターネットは着実に成長し，現在では200を越える組織が接続されている．接続される組織数の増大と日本インターネットにおける伝達経路の制御技術の遅れから，異なったネットワークの独立性を保証できない，通信できない可能性がある，代替経路による信頼性の確保が困難，経路制御のために通信回線の負荷が増大する，通信回線の速度をうまく評価できない，回線保有者の要求を満たす経路制御ができないという問題が発生してきている．これらを解決するために日本インターネットを複数のAS (Autonomous System) に分割して，既存の経路制御方式を組み合わせる方法を提案する．また，日本インターネットを分割する際に問題となる，ネットワーク間の接続点の扱い，接続点を管理する組織の扱い，回線保有者の要求の扱いについて考察する．

The division of the Japanese Internet into Autonomos Systems

Kazuhiko Yamamoto† Masaki Hirabaru‡

†Department of computer science and communication enginnering, Kyushu University
‡Imformation Network System Operation Center, University of Tokyo

The Japanese Internet established in 1987 steadily grows and the number of connected network becomes over 200 at present. The growth of the Japanese Internet and out-of-date routing technology make some problems such as, no guarantee for the independency of networks, the possibility of losing connectivity, the difficulty to keep the substitute route, the overhead of routing itself, the impossibility to route evaluating link speed, and the impossibility to satisfy the requirement of network providers. In order to solve these problems, we propose to divide the Japanese Internet into Autonomous Systems and to combine present routing technology. This paper also considers the connecting point of networks, the organization to operate it, and the requirement of network providers.

1 はじめに

インターネットとは, TCP/IP プロトコルを用い各組織のネットワークを相互接続することで構築される世界規模の広域ネットワークである. インターネットの成長を考慮した場合, 管理の分散は避けられないものであり, こういった分散環境の下では経路制御, いわゆるルーティングが重要な課題となっている.

1987 年に WIDE が日本で最初にインターネットを構築した. 1989 年には JAIN, TISN のプロジェクトが始まった. 現在, 日本に存在するネットワークプロジェクトには, WIDE, JAIN, TISN, KARRN, TRAIN, SINET, BITNETJP, HEPNET-J があり, 相互接続によって, 日本インターネットを形成している. 現在日本インターネットに接続されている組織の数は 200 を越えている.

日本インターネット構築開始時から現在まで使用されているルーティングの技術は, 欧米諸国と比較すると時代遅れである. この旧式のルーティング技術と日本インターネットの成長が, 日本インターネットのルーティングにおいて種々の問題を引き起こしている. そこで, 本稿ではこれらの問題点をまとめ, 解決策として日本インターネットを複数の AS(Automous System) に分割してルーティングを行なう方法を提案する. また, 分割時に起こる問題点を考察する.

第2章では議論に必要な知識としてインターネットにおけるルーティングの技術を説明する. 第3章では日本インターネットが抱えているルーティングの問題をまとめる. これらの問題を解決するために日本インターネットを複数の AS に分割してルーティングを行なう方法を第4章で提示する. 第5章では AS への分割時に起こる問題について考察する.

2 インターネットにおけるルーティング技術

本章ではインターネットにおける現在のルーティング技術を説明する.

2.1 ルーティング

インターネットに接続された計算機はホストとゲートウェイに分類できる. ホストは1つのネットワークに接続されており, 経路の決定(ルーティング)には参加しない. 通信の送信側や受信側の計算機がこれにあたる. ゲートウェイは複数のネットワークに接続されており, あるネットワークから他のネットワークへのパケットの橋渡しをする. ゲートウェイは, 2つのホスト間に位置して経路を決定する役割を担う.

接続されるネットワークの数が日毎に増え接続形態が変化するといったように, インターネットの接続形態は動的に変化する. また, ゲートウェイの故障や回線の切断といった事故が頻繁に起こる. よって, インターネットではこういった状況に対応できる分散動的ルーティングを採用している. 本論文で単にルーティングといった場合は分散動的ルーティングを意味する. 分散動的ルーティングを実現するために, 後述するルーティングプロトコルが用いられている.

一般にホストから送信されたパケットは複数のゲートウェイを通過して目的のホストへ到着する. 途中のゲートウェイが次にパケットを転送するゲートウェイ (ネクストホップ) を決定する方法に, インターネットではホップバイホップを用いている. ホップバイホップとは, 各ゲートウェイは受け取ったパケットのヘッダー情報から自分が持っているルーティングテーブルを引きネクストホップを決める. パケット自体には経路情報が含まれていない. 現在の技術では, ゲートウェイはヘッダー中にあるパケット宛先のみからネックストホップを決定するという制約がある.

2.2 AD と AS

AD(Administractive Domain) とは, 1つの技術的方針に従ったゲートウェイとネットワークの集合である. AD 内は制限のない安定した通信が期待される. インターネットではこの AD を特に AS(Autonomous System) と呼んでいる. インターネットは無秩序に相互接続した AS の集合としてモデル化できる. AS の内部でルーティングの情報を交換するプロトコルを IGP (Interior Gateway Protocol) という. AS 内では複数の IGP を使うことができる. AS 内で 1 つの IGP を使った場合と同様, AS 内で複数の IGP を使った場合も, 他の AS からはその AS が一貫した AS 内部の経路情報をアナウンスするように見える. AS 間でルーティングの情報を交換するプロトコルを EGP (Exterior Gateway Protocol) という. 現在考えられている AS の種類を以下に示す.

スタブ AS — 他の AS に 1 つの回線で接続している AS である. その AS で閉じたトラフィック, その AS から他の AS, または, 他の AS からその AS へのトラフィックのみを運搬する.

マルチホーム AS — 他の AS に複数の回線で接続される AS である. 運搬するトラフィックはスタブ AS と同様である.

トランジット AS —他の AS と複数の回線で接続され, ある AS からその AS を通り他の AS へ運搬されるトランジットトラフィックを通過させさせる AS である.

2.3 IGP

経路を決定する際に用いられる尺度をメトリックという. メトリックの例としては, 途中通過するゲートウェイの数(ホップ数), 回線の遅延, 回線速度等がある. メトリックを比較し経路を決定する IGP のルーティングアルゴリズムには 2 つある. 一方は DV (Distance Vector) アルゴリズム [1] であり, 他方は SPF(Shortest Path First) アルゴリズム [2] と呼ばれている. 本論文では実装されたルーティングプロトコルを斜体で表わす. 以下では現在利用できる IGP として *RIP* と *OSPF* を説明する.

2.3.1 *RIP*

RIP (Routing Imformation Protocol)[3] はカリフォルニア大学バークレイ校で開発された DV アルゴリズムに基づいたルーティングプロトコルである. DV アルゴリズムに基づいたルーティングプロトコルは経路情報として, その名が示すように "距離と方向", つまり, "メトリックと宛先" の組を交換する. ゲートウェイは複数の隣り合ったゲートウェイからルーティングテーブルを受け取り, それらを比較することでネクストホップを決定する. DV アルゴリズムは収束しネクストホップを計算できることが証明されている. しかしながら, メトリックに大きな値を許すとネットワークの接続形態が変化した時に, 経路が安定するために長い時間がかかる場合がある. この問題は counting-to-infinity と呼ばれている. よって, 到達不可能を表すメトリックの値をできるだけ小さく設計しなければならない. counting-to-infinity はルーティングループと呼ばれる問題の一例である. ルーティングループは経路情報を発生したゲートウェイに, その情報がいくつかのゲートウェイを経由しそのゲートウェイ自身に戻ってくることから起きる.

RIP を実装したソフトウェア `routed` が 4.3 BSD と共に配布されたので, *RIP* は事実上ルーティングプロトコルの標準となった. *RIP* は中規模でしかも均一の回線速度からなるネットワークを対象として作られた. よって, *RIP* はメトリックとしてホップ数を使用する. 到達可能なホップ数の最大値は高々 15 であり, 値 16 は到達不可能を表す. 多くのサイトにとって利用できるソフトウェアは `routed` のみであったので, *RIP* は設計者の意図に反して, 大規模で不均一なネットワークのルーティングプロトコルとして利用された.

RIP では経路更新情報が 30 秒毎に送られる. あるネットワークに対する経路更新情報が 180 秒待って届かない場合は, ルーティングテーブルからそのネットワークを削る. そのため, 経路情報に変化がない場合でも経路更新情報を 30 秒毎に送る必要がある.

counting-to-infinity の問題を緩和するためにいくつかの手法が提案されている. しかしながら, これらの方法で防止できるループは 2 者間の単純なループである. 3 者間のループはどのゲートウェイが発生した経路情報かを示す目印がなければ防止できない. *RIP* では単にメトリックと宛先の組という情報しかないので, 3 者以上間のループは防止できない.

2.3.2 *OSPF*

OSPF (Open Shortest Path First) [4] は SPF アルゴリズムに基づいたルーティングプロトコルである. SPF アルゴリズムに基づいたルーティングプロトコルは Link State アルゴリズムという別名が示すように, 経路情報として "メトリックと回線" の組を交換する. ある範囲内においてゲートウェイは, 他の全てのゲートウェイに自分が管理している回線の情報を送る. ゲートウェイは経路情報を交換した後に, 範囲内の完全な接続形態を計算することができる. この接続形態から SPF アルゴリズムを使って SPF 木を計算しネットワークへの経路を得る.

SPF アルゴリズムに基づいたプロトコルを使用すると, 各ゲートウェイが立ち上がった時点で, ネットワーク中に経路情報の洪水が起こる. 各ゲートウェイはある範囲に対する完全な接続形態を持ち, 他の全てのゲートウェイと同じ計算方法で SPF 木を計算するため, 理論上はルーティングループは起こらない. しかしながら, 実際は接続形態情報を交換する際に遅延が起こり, ルーティングループが生じる可能性がある. DV アルゴリズムと比較すると, ネットワークが安定するのに要する時間は短い. また, 実装は DV アルゴリズムに基づくプロトコルよにも困難である.

OSPF はその名が示すように開放的なプロトコルであるため, 複数のベンターがサポートしている. また, 他のゲートウェイの状態を調べる方法が用意されているため, 経路更新情報は経路情報に変化が生じた場合のみに送る. そのため, *RIP* に比べネットワークに負荷をかけない. *OSPF* は IGP の情報に加え, EGP から

学んだ情報の一部を同時に運ぶことができる．よって，第2.4章で説明する *BGP* と親和性が高い．*BGP* と *OSPF* の相互作用については文献[5]で議論されている．

2.4 EGP

EGP(Exterior Gateway Protocol) は AS 間で経路情報を交換するプロトコルである．AS 内で IGP を使って集められた情報は，EGP を使って他の AS へアナウンスされる．各 AS はある方針(ポリシー)の下に運営されているので，ポリシーを反映したルーティング(ポリシールーティング)が必要となる．多様化するポリシーを反映させたポリシールーティングを実現するために，EGP が発展してきけれども，現在の EGP はポリシールーティングの技術として不十分である．

現在のルーティング技術で利用できる EGP は *BGP* (Border Gateway Protocol) [6, 7] である．*BGP* は *EGP* (Exterior Gateway Protocol) [8, 9] の欠点を克服するために作られた．*EGP* はルーティングループを防ぐために，全体の接続形態を木構造に制限するという強い制約があった．*BGP* は AS-PATH を用いることでルーティングループを防ぐため AS 同士の接続形態を制限しない．*BGP* で表現できるポリシーはスタブ AS，マルチホーム AS，トランジット AS のいずれかになることである．

経路更新情報には，ネットワークの集合とその属性が含まれている．属性の1つに AS-PATH がある．AS-PATH は経路更新情報がどの AS を経由してきたかを示す属性である．AS-PATH に自分の AS 番号が含まれている場合，ループが起きていると分かる．ゲートウェイは AS-PATH を比較して経路を決定する．

トランジット AS になる AS は，AS 内にトランジットを行なうネットワークに対する経路が確立するまで経路情報を再アナウンスしてはならない．よって IGP との同期をとる必要がある．前述したように *BGP* と親和性の高い IGP として *OSPF* がある．

3 日本インターネットのルーティングに関する問題点

インターネットにはネットワーク提供者 (Network Provider) と顧客 (Client) という概念がある．日本ではネットワーク提供者はネットワークプロジェクトにあたり，顧客は大学や企業等にあたる．初期の日本インターネットを構成したネットワークプロジェクト，WIDE, JAIN, TISN は協調的に運営されたので，日本インターネットを AS に分割する必然性がなかった．ルーティングプロトコルには *RIP* を採用した．その理由は採用できるプロトコルの候補が *RIP* しかなかったためだと思われる．日本インターネットが大きく成長した現在でも全体で1つの AS であり，ルーティングプロトコルには *RIP* がそのまま使用され続けている．日本インターネットのルーティングに関する現在の問題点は以下の通りである．

(1) ネットワークプロジェクト毎の独立性が低い — 1つの AS として扱われているために，他のネットワークプロジェクトの接続形態を考慮した上で，経路を設計しなければならない．

(2) 到達不可能なネットワークが発生する可能性 — あるネットワークから他のネットワークへのホップ数が *RIP* で到達不可能を意味する 16 以上となっているところがある．現在，藤澤から海外回線がハワイへ延びている．受信先のアドレスがルーティングテーブルに登録されていないトラフィックは藤澤へ向かうように設計されている．藤澤が地方のネットワークへ到達可能であるため，経路が確定しトラフィックは受信先に送られる．日本インターネットがこれ以上成長した場合，通信が不可能となるところが生じると予想される．

(3) 代替経路の設計が困難 — 日本インターネットへの参加組織が 200 を越え，複雑に相互接続しているために代替経路の設計が難しい．

(4) 経路情報によるネットワークへの過剰な負化 — *RIP* は経路情報に変化がない場合も経路更新情報を送る．よって，日本インターネットが拡大した現在，経路情報の交換自体が回線に負担をかける．

(5) 回線速度を反映したルーティングが不可能 — 1987 年から 1991 年にかけて組織間の回線の多くは 64 Kbps の速度であった．1992 年にこれらの回線の一部が強化され回線速度に差が生じてきた．よって，*RIP* のメトリックであるホップカウントでは回線速度を評価したルーティングができない．

(6) ポリシールーティングが困難 — 現在ネットワークプロジェクトの数が増え，各ネットワークプロジェクトが独自のポリシーを持ち始めている．*RIP* ではポリシーの表現能力が低く，うまくポリシーを表せていない．

(1) ～ (4) の問題は緊急度が高いため現在のルーティング技術を用いて，早急に解決する必要がある．

4 ルーティングの改良

本章では日本インターネットのルーティングを改良する方法について述べる．第4.1章では，比較のためにアメリカの NSFNet の歴史と現状を述べる．第4.2章では，日本インターネットにおける新しいルーティング方法を提案する．

4.1 NSFNet

1986年6月に NSFNet は6つのスーパコンピュータセンタを 56 Kbps の回線で結ぶことによりスタートした．後にこの時期は Phase I と呼ばれる．地域ネットワークはバックボーンに，キャンパスネットワークは地域ネットワークに接続するというように，NSFNet は三階層構造を採った．NSFNet は 1 つの AS として取り扱われ，IGP を用いてルーティング情報を交換した．バックボーンでは，DV アルゴリズムに基づく *HELLO* というプロトコルを用いて経路情報を交換した．キャンパスネットワークや地域ネットワークは *HELLO* を使用することができなかったため広く実装され利用可能であった *RIP* を利用した．2 年間で NSFNet に接続されたネットワークの数は 200 を上回った．NSFNet が成長するに従ってネットワーク間の接続形態が複雑化した．例えば，地域ネットワークはバックボーンに複数の接続ポイントをもち，地域ネットワーク間にバックドアと呼ばれる回線が張られた．このような状況の中で 2 つの問題が生じた．1 つはホップ数が *RIP* で到達不可能を意味する 16 を超えてしまったことである．もう 1 つは，接続形態が複雑化したことにより DV アルゴリズムに特有の不安定性が表面化したことである．

1988 年 6 月に NSFNet の管理は Merit の手に移り，Phase II に移行した．バックボーンの回線は T1 (1.544Mbps) にかわり，バックボーンのゲートウェイには NSS (Nodal Switching System) が用いられた．Phase I の経験から NSFNet は複数の AS に分割され，各 AS は AS 内の IGP を自由に選ぶことが可能になった．バックボーンはそれ自体が 1 つの AS を構成し，バックボーン内の IGP は SPF アルゴリズムに基づいた *ANSI IS-IS* プロトコルが用いられた [10]．中間層の地域ネットワークとバックボーンの経路情報の交換には，*EGP* が用いられた．地域ネットワークは属するネットワークのみを *EGP* でアナウンスすることが許された．この制約は接続形態を木構造に限定した．ルーティングの管理は困難をきわめたため，*EGP* はより良いプロトコルが開発されるまでのつなぎであった [11, 12]．

1990 年 12 月，NSFNet は T1 回線の他に，T3 回線 (45Mbps) を引いた．T1 バックボーンと T3 バックボーンは重複して存在し，互いに接続されてた．Phase II 時期の問題を解決するために EGP として一部 *BGP* が用いられている．

4.2 新しいルーティング方法

第3章で示した現在の日本インターネットが抱えている問題を既存のルーティング技術を用いて解決しなければならない．ここでは NSFNet を参考に日本インターネットを複数の AS に分割してルーティングを行なう方法を提案する．前述したように NSFNet は Phase I から Phase II への移行期に AS へ分割された．分割時の NSFNet の状況と日本インターネットの現状の違いは，ルーティング技術と接続状況である．NSFNet の分割時では *BGP*, *OSPF* といったプロトコルが存在しなかった．また，日本インターネットの接続形態は NSFNet のように階層構造をとっていない．この違いを踏まえながら以下のルーティング方法を提案する．

(a) ネットワークプロジェクトを単位として AS に分割する．

(b) EGP として *BGP* を用いる．

(c) トランジットを行なう AS は IGP として *OSPF* を用いる．

(d) トランジットを行なわない AS は IGP として *RIP* または *OSPF* を用いる．

この方法では，(a) によりインターネットに階層を持ち込むこみ他のネットワークプロジェクトの接続形態を隠蔽することで (1) を解決できる．また，日本インターネットを分割し AS の規模を小さくすることで (2) を解決する．また，AS-PATH による経路設計により (3) を解決する．(4) については，(b) により経路情報の差分を交換する *BGP* を採用することで AS 間で交換される経路情報の量を低く押えることができる．また，AS 内で *OSPF* を使う場合は，AS 内で交換される経路情報の量を低減できる．更に，*OSPF* を用いる AS では，(5) を解決できる．(6) については第 5.3章で考察する．このように日本インターネットを複数の AS に分割することで，現状の問題 (1) ～ (5) を解決できる．

5 議論

前章で示したルーティング方法を実際に適応するには，最初に AS への分割が必要である．本章では現在の技術レベルにおいて AS への分割の祭に発生する問題と，ルーティング方法の残された問題について議論する．

5.1 Internet eXchange を 1 つの AS とするか

複数のネットワークまたは AS が接続するポイントを Internet eXchange という． 日本では複数のネットワークプロジェクトに属する大学のサブネット上に IX が構築されている． AS への分割時はこの Internet eXchange とそれを管理している大学の取扱いが問題となる．

異なる AS に属すゲートウェイが *BGP* を交換する場合は，回線を共有しなければならない[7]．よって，Internet eXchange は 2 つの形態を考えることができる．1 つは，図 1 のようにサブネット自体は AS とせず，このサブネットを複数の AS が共有する形態である．これを IX と呼ぶ．もう 1 つは，図 2のようにサブネットをを AS として取り扱う方法である．この形態を EX と呼ぶ．(図 1, 2 の $G1, \cdots, G6$ はゲートウェイを表わしている．) OSI 参照モデルで言えば，IX は第 2 層，EX は第 3 層を提供している．

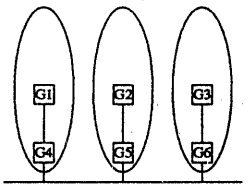

図 1: IX

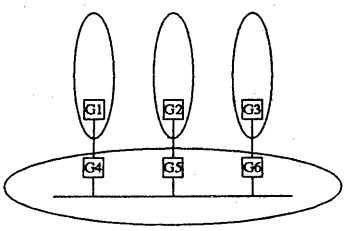

図 2: EX

IX では，通信相手を明示することで通信が可能となる．新たにある AS が IX に接続した時点では，他の AS になんら影響を与えない．この意味では，AS が IX に接続する際の障壁は低い．IX では，通信相手を明示するため，設定の手間が大きくなる．IX の典型的な例は FIX[13] である．

木構造でしかもトラフィックに制限を加えない EX を考える．EX では，通信相手が EX を担う AS のみであり，通信相手を明示することができない．EX に接続した AS は経路情報にフィルタリングを施さずに EX に対してアナウンスし，EX から得る経路情報に対してのみフィルタリングを施せば良い．よって，大部分のネットワークと通信を行なう場合，設定の手間は小さい． しかも，EX 自体はトラフィックを制限しないので，EX の管理の手間は小さい．しかしながら，新たに AS が接続する場合，一旦 EX と通信を開始すると他の AS に影響を及ぼすので，接続する際の障壁が高い．また，EX 内の経路を特定することができない．木構造の EX の典型的な例は EBONE[14] である．

AS の接続形態が木構造になることは稀である． 一般には図 3のように木構造に制限されていない．このような EX モデルでは，EX 自体が経路情報に対して，何らかの処理を行なう必要が出てくる．例えば図 3において，AS b,c,e がトランジット AS(AS e が EX)，AS a がマルチホーム AS, AS d がスタブ AS だとする．AS e は，AS a からの経路情報を ab, ac という AS-PATH で受け取る．AS e はどちらかの経路を選択し AS d にアナウンスする必要がある．この時点で，AS e は経路情報に対して処理を行なうこととなる．また，AS d が AS a への経路として AS c よりも AS b を優先して使いたいというポリシーを持っていた場合，AS e はこのポリシーを反映した経路制御を行なう必要がある．よって，このような EX のモデルでは，EX の管理の手間が大きくなる．

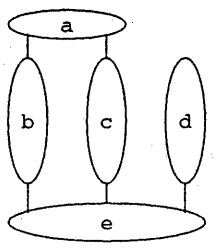

図 3: 木構造に制限されない EX

日本インターネットにおけるネットワークプロジェクトの接続形態は木構造ではない．よって上記の理由から，この Internet eXchange は IX モデルを適用する方が望ましい (図 4)．

5.2 Internet eXcahnge を管理する組織と AS との関係

Internet eXcahnge を管理する組織を 1 つの AS に属させるか，また，複数の AS に属させるかという問題について考える．この組織が一つの AS に属す場合，その AS の IGP だけを考慮すれば良い．組織が一つの AS に属し，かつ，IX に直接接続を持たない場合は，IX にその組織と独立したアドレスを割り当てることが容易となる．よって，Internet eXchange の中立性をアドレスで表現することができる．組織が複数の AS に属す場合，複数の AS からの IGP を考慮しなければならない．図 4において，AS b と AS c が同じ IGP を使用した場合，IGP によっては AS b の情報が AS c に洩れる可能性がある (逆も真)．また，ポリシーの表現が難しい IGP では，あるネットワークへのトラフィックを AS c よりも AS b を優先して通過させるといった設定ができない可能性がある．特に組織 U の他に AS b, c 両方に属すマルチホームネットワークが存在する場合顕著となる．以上の理由から Internet eXchange を管理する組織は，1 つの AS に属すべきである．

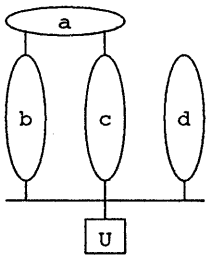

図 4: ある組織が管理する IX

5.3 ルーティングの技術とポリシー

第3章で掲げた (6) の問題を解決するには，AS や *BGP* といったルーティングの技術は貧弱である．図 5を使って例を挙げながら説明する．トランジット AS a は高速なバックボーンである．ただし，企業ネットワークから企業ネットワークへのトラフィックは運搬しないというポリシーを持つ．AS a の構成メンバーは学術ネットワーク 1 である．マルチホーム AS b は学術ネットワーク 2 と企業ネットワーク 3 から構成され，他の AS に属するネットワークとはできる限り AS a を用いて通信するというポリシーをもつ．マルチホーム AS c は学術ネットワーク 4 と企業ネットワーク 5 から構成され，AS b と同様のポリシーを持つ．AS a, b, c のポリシーを総合すると，3 ↔ 5 以外の通信は AS a の高速な運搬サービスを用いて行うことができる．つまり，2 ↔ 4, 2 ↔ 5, 3 ↔ 4 の通信は AS a を，3 ↔ 5 の通信は b ↔ c 間の回線を用いて行なうことが望ましい．このポリシーを現在のルーティング技術を用いて解決する必要がある．ただし，解決策が AS 内部の接続形態に依存してはならない．このポリシーが実現不可能なことをいくつか方法を上げて説明する．議論を簡単にするため AS c から AS b への通信を考える．よって，経路情報は AS b から AS c へ運搬される．

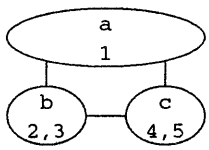

図 5: AS の接続例

(i) AS b が AS a に対して 2, 3 をアナウンスし，AS a が AS c に対して 2, 3 を再アナウンスする方法．— 5 → 3 の通信が a を経由して行なわれてしまう．

(ii) AS b が AS a に対して 2 をアナウンスし，AS c に対して 3 をアナウンスする．また，AS a は AS c に対して 2 を再アナウンスする方法．— 5 → 3 の通信は b-c の回線を通して行なわれる．しかしながら，4 → 3 の通信が a を経由して行なえない．またこの時，1 ↔ 3 の到達性が保証されない．

(iii) AS b は AS a よりも AS c 対して高い優先順位で 2, 3 をアナウンスする．また，AS a は AS b から受け取った経路情報をそのまま IGP で 1 にアナウンスし，AS c へ再アナウンスする時は 3 を削って，2 のみを再アナウンスする方法 — この方法はそれぞれの AS がそれぞれのポリシーを素直に表現している．しかしながら，AS a がこの方法を実現する単純で確立した技術はまだない．現在

のルーティング技術では AS a の設定は非常に複雑で手間のかかる作業となる．また，手間をかけてこの方法を実現したとしてもポリシーは実現できていない．なぜなら，c 内で 4 → 3 の経路は a-c 間の回線へ，5 → 3 の経路は b-c 間の回線へ向かう経路が確保されなければならない．しかしながら，現在のルーティング技術（ホップバイホップ）では受信側のアドレスのみから経路を決定するので，AS 内で送信側のアドレス毎に個別の経路を確保することはできない．

このようにネットワーク提供者の要求と現在のルーティング技術で実現できることには隔たりがある．上で示した例は実際に日本で起こり得る問題である．本論文で提示したルーティング方法では第3章で示した (1) ～ (5) の問題を解決することができる．現在のルーティング技術では上に示したように，(6) ポリシールーティングが困難，という問題を完全には解決できない．

6 おわりに

日本インターネットが抱えるルーティングの問題をまとめ，解決策を提案した．また，AS への分割時における問題点を挙げて考察した．現在のルーティング技術ではネットワーク提供者の全ての要求を実現することができない．日本インターネットを AS に分割した後は，ネットワーク提供者の要求を満たすために，ルーティング技術を発展させていく必要がある．IP アドレスの枯渇問題によるルーティングへの影響とセキュリティーの問題は本論文の範疇外である．

謝辞

日本インターネットを AS に分割するプランについて共に議論している WIDE Policy Routing Working Group のメンバーに感謝する．このプランの中心人物は慶応大学の加藤朗氏である．現在のインターネットが抱えるルーティングに関する問題点を指摘して下さった AARNET の Geoff Huston 氏に感謝する．論文をまとめるにあたって貴重な助言をいただいた九州大学の古川善吾氏に感謝する．

参考文献

[1] L. R. Ford and D. R. Fulkerson, *Flows in Networks*, Princeton University Press, New Jersey, 1962.

[2] E. W. Dijkstra, "A Note on Tow Problems in Connection with Graphs", *Numerische Mathematik*, Vol. 1, pp. 269–271, 6 1959.

[3] C. Hedrick, "Routing Information Protocol", *RFC 1058*, Rutgers University, 1988.

[4] J. Moy, "OSPF Version 2", *RFC 1247*, Proteon, Inc., 6 1991.

[5] K. Varadhan, "BGP OSPF Interaction", *RFC 1364*, OARnet, 9 1992.

[6] K. Lougheed and Y. Rekhter, "A Border Gateway Protocol 3 (BGP-3)", *RFC 1267*, cisco Systems, T. J. Watson Research Center, IBM Corporation., 10 1991.

[7] Y. Rekhter and P. Gross, "Application of the Border Gateway Protocol in the Internet", *RFC 1268*, T. J. Watson Research Center, IBM Corporation., ANS, 10 1991.

[8] Linda J. Seamonson and Eric C. Rosen, "STUB EXTERIOR GATEWAY PROTOCOL", *RFC 888*, BBN Communications, 1 1984.

[9] D. L. Mills, "Exterior Gateway Protocol Formal Specification", *RFC 904*, M/A-COM Linkabit, 4 1984.

[10] J. Rekther, "The NSFNET Backbone SPF based Interior Gateway Potocol", *RFC 1074*, T.J. Watson Research Center, IBM Corporation, 10 1988.

[11] J. Rekhter, "EGP and Policy Based Routing in New NSFNET Backbone", *RFC 1092*, T.J. Watson Research Center, IBM Corporation, 2 1989.

[12] H. W. Braun, "The NSFNET Rounting Architecture", *RFC 1093*, Merit, 2 1989.

[13] Claudio Topolcic, "IP Routing in the US Federallyu funded infrastructure", *Briefing paper prepared for the Intercontinental Engineering and Planning Group(IEPG)*, CNRI, 10 1991.

[14] Tony Bates and Peter Lothberg, "EOBNE-92 IP Routing Model", *Working Document*, University of London Computer Center, 1992.