大阪大学大型計算機センター・ニュース（No.17）1975—5

コンピュータ・ネットワークのソフトウェア

財団法人
日本情報処理開発センター　山　本　欣　子

1．序　論

コンピュータ・ネットワークの言葉の定義は現在まだ確立されていないが，ここでは複数の独立したコンピュータ間で，ハードウェア，ソフトウェア，データ・ベースなどを共用するリソース・シェアリング（Resource sharing）コンピュータ・ネットワークを対象とし，図1に示すような分散型異機種結合のネットワークを考える。

この様なネットワークは次の3つの要素から成り立つ。

(1)　HOSTコンピュータ（図のH）；それぞれ異ったリソースを持つ独立したコンピュータ・システム

(2)　NODE（図のN）；HOST あるいは端末群（図のT）をネットワークに結合する節となるところで，一般にこれ自身がコンピュータ機能を持つ。

(3)　回線；NODE間を結ぶ通信回線

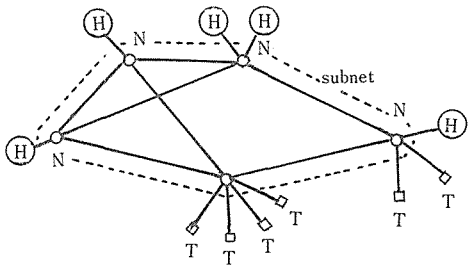


図1　分散型ネットワーク

図1に示すようにNODEと回線を総称してサブネット（Subnet）と呼ぶ。

このサブネットはネットワーク内のすべてのデータ転送をつかさどる交換網であり，回線交換，パケット交換，メッセージ交換等，いろいろと現在議論のあるところだが，ここでは，この種のネットワークで現在広く利用されている store & forward 機能を持つパケット交換方式を対象とする。

このようなネットワークで，NODEにコンピュータ機能を持たせる理由は

①　異機種HOST間のインターフェースの調整のしやすさ

②　HOST負荷の軽減

③　ネットワーク拡張の容易さ

④　ネットワークの信頼性の向上

等である。例えば，HOST同士を直接結合するとすれば，各HOSTは相手のHOSTの1つ1つに対するインタフェースを考慮せねばならず，HOSTの負荷が増大する。どのHOSTもN-

ODEプロセッサに対するインタフェースのみを考えればよいという事は新しいHOSTを結合するのも容易であり，ネットワークの拡張性の面からも望ましい。これはまた経済性の問題でもある。ARPANETの経験からも言われるようにネットワーク全体の不安定性は，その多くがHOSTの不安定性から来るという。したがって、ネットワークに参画しているいくつかのHOSTの障害時に於て，ネットワーク自体への影響をできるだけ少なくするにはデータの転送機能をHOSTからはなるべく切り離した方が全体の信頼性が向上するという事が言える。

さて次に，ネットワークでは避けて通れない話，即ちプロトコルというものについて少しふれておこう。

いくつかの異った要素からなるシステムに於ては，各要素の役割と分担を明確にするための規約をもうける必要があり，これをプロトコル（protocol）と呼ぶ。図1に示すようなネットワークに於けるプロトコルは通常次の5つのレベルの階層構造をなしている。

(1) 隣接NODE間プロトコル

メッセージ・フォーマット，伝送手順，確認，障害監視等に関する規約。

(2) 発信地NODE－目的地NODEプロトコル

発信地と目的地NODE間のメッセージ転送の確認，再送の手順等に関する規約。

(3) NODE－HOSTプロトコル

サブネットとHOSTの間のデータ授受に関する規約。

(4) HOST－HOSTプロトコル

HOST同士が交信し，相互の処理の依頼およびデータ転送をおこなう手順に関する規約。

(5) 高位プロトコル

ネットワーク・ユーザが直接使用するコマンドを規定したもので，TSP（TSS protocol），RJEP（Remote Job Entry protocol），FTP（File Transfer Protocol）等が基本的なものである。

このうち(1)～(4)がシステム・レベルのプロトコルで(5)はユーザ・レベルのプロトコルである。これらは(1)から(5)へ順次階層構造になっており，この事はあるレベルのプロトコルを変更しても他のレベルのプロトコルには影響を与えないという意味もある。

コンピュータ・ネットワーク・システムに於けるこれらのプロトコルの設定はきわめて重要な問題であり，プロトコルの設定，即ちネットワークの機能設計と考えても良い。したがってネットワークの論理機能というものは，プロトコルという形でとらえる方がより厳密であると思うが，このプロトコルをハードウェアとの協力によりコンピュータ上にフィジカルにインプリメントするのがソフトウェアの役割であり，ここではプロトコルという耳なれぬ言葉を避けて，一応ソフトウェアという言葉を使っているが，むしろネットワーク・コントロールのための論理的機能の話という様に受けとっていただければ有難い。

2．ネットワークのコントロール機能

ネットワークのコントロール機能は，サブネットの各NODEプロセッサと各HOSTとで分担しておこない，ソフトウェアとしてはNODEプロセッサ内のSCP（Subnet Control Program）と各HOST内のNCP（Network Control Program）とに分かれる。両者の負荷分担はネットワーク設計上の大きな問題の1つであり，これについては，夫々具体的な話の中でも触れるが，前述のようにデータ転送の信頼性および効率にかかわる一切の処理はSCPの分担とし，逆に各HOSTに依存する部分はSCPからは除外し，各HOSTに吸収する。また，異機種ネットワークに於てもすべてのNODEのSCPは同一のものとするのが拡張性の点からも望ましいと言われている。

3．SCP

サブネットのコントロールに対するハードウェアとソフトウェアとの分担がまず1つの問題であり，これについては現在きわめて流動的である。

ネットワークシステムの普及により，NODEプロセッサのハードウェア機能が現在きびしく再検討されており，従来の汎用小型機に，ROM，マイクロプログラム等の機能追加による体質改善や，専用のマイクロプロセッサの利用，あるいは従来のソフトの割り込み処理をハード化したものとも言われるLockheed Sueの出現など今後の通信制御用ハードウェアは大きく変化してゆくであろう。

一方VAN（Value Added Network）や特殊通信網に見られるように，更に一歩進んで網に組み込まれた交換機能としてのNODEは，もはや独立したコンピュータという形態さえ失い始めている。

このような現状をふまえて，ここでは一応SCPをソフトウェアとして話を進めるが，今後これらの機能の一部はハード化が可能であろう。

さて，SCP設計上いくつか留意すべき点がある。

① 信頼性の面から，NODEとHOSTとは互いに依存関係がなく，またNODE相互間にも依存関係がないこと。即ち，障害の発生したHOSTやNODEはそれを切り離した形でネットワーク自体の運転は継続せねばならない。

② 効率の面からは会話型処理の応答速度は充分早く，且つ大量データ転送に於ては充分なスループットが得られること。

ネットワークを通して会話型処理を行っている端末ユーザが，例えば2秒以内のレスポンスを要求した場合，2秒のうち1秒がその会話型のサービスをおこなっているHOSTの周りのローカルな部分（即ちlocal network）で消費されるとすると，サブネット内は少なくとも1秒以内で通過せねばならない。例えばARPANETではサブネット内の消費時間は0.2秒程度におさえている。

このように，1つのメッセージに着目した場合の伝送時間を問題にする場合と，大量のデ

ータ転送では全体としてのスループット，即ち各 NODE プロセッサで単位時間当りにどれだけの伝送処理が行えるかを問題にする場合との両面があるが，両者を満足させる１つの手段として，使用目的に応じてメッセージの長さに長短のバラエティを持たせ，夫々にふさわしいコントロール方法を採用するという事が一般におこなわれている。

③ 拡張性の面からは，ネットワークの拡張やトポロジの変更に対し，影響を受けぬソフトウェアであること。

以下に SCP の代表的な機能について述べる。

(1) Store & Foward（蓄積交換）

NODE 間プロトコルに基づく隣接 NODE 間および発信地，目的地 NODE 間のメッセージの伝送手順，その確認，再送手続き等，ネットワークの基本となるメッセージの伝送処理である。

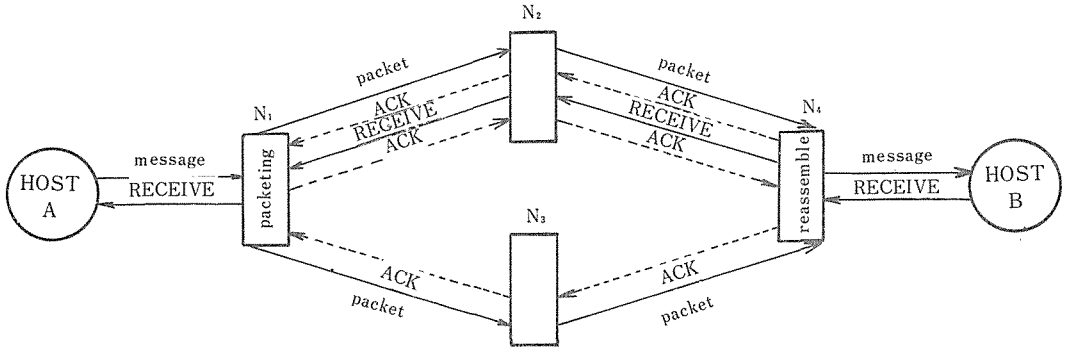


図２　蓄積交換

図２に示すように，HOST-A から HOST-B に送られるメッセージは発信地 NODE N_1 でパケット（packet）に分解され，各パケット毎に任意の経路を経て，目的地 NODE N_4 に伝送され，ここでリアセンブル（reassemble）され，再びメッセージとなって HOST-B に送られる。ここでいうメッセージとはサブネット上を伝送されるコントロール情報およびデータのすべてを含む。

さて，このメッセージとパケットの関係であるが，メッセージというのは一般に任意の長さを持っており，伝送の際にはこれを適当な大きさに分割した方が処理しやすく，効率の面からも望ましい。この分割したものがパケットである。このパケット化とリアセンブルをサブネットで行うか，HOST で行うかは現在議論の分かれるところである。もしこれを HOST で行えば，サブネットの負担は後で述べるフロー・コントロールなどとも関連し，非常に楽になる。ARPANET はサブネットで，フランスの Cyclades は HOST でこれを行っている。パケット受信の確認として隣接 NODE 間では ACK が返され，発信地と目的地間では RECEIVE が返される。これも RECEIVE 返送を NODE 間で行う場合と HOST 間で行う場合とがある。図－２は HOST 間で行っている例であり，ARPANET では NODE 間で RFNM (Request For Next

Message) を返している。

ACK や RECEIVE などの返送により，そのためのトラフィック・オーバヘッドが増加するのはある程度止むを得ないが，できるだけこれを防ぐため，数個分まとめたり，逆方向のパケットに便乗させる等の手段が一般にとられる。

なお，これらのメッセージのフォーマットや伝送手順は国際的に標準化される傾向にあり，現在 IBM などから手順に関する提案が出されている。またこれらの蓄積交換機能は，ハード化の可能性が比較的強い部分といえよう。

(2) Routing（ルーティング）

発信地 NODE から目的地 NODE へメッセージを伝送するルートを定めることで，次のような要求がある。

① 最短時間で目的地に達すること。

② ネットワークの拡張やトポロジの変化に影響せぬアルゴリズムであること。これは実際の拡張や変更だけではなくネットワークの１部，例えば，ある NODE やある回線の障害により一時的にネットワーク・トポロジが変化することも含む。

③ トラフィックの変動によく追従しうること。

④ NODE の負担が軽いこと。これにはアルゴリズムの複雑さによる処理負荷と，パケット・コピーの保存のためのスペース上の負荷とがある。

⑤ ルーティング情報伝達のためのトラフィック・オーバヘッドを過度に増加させぬこと。

⑥ ルートを平均的に使用すること。

分散型ネットワークでは発信地 NODE から目的地 NODE へ到着する経路は最低二通りはあるというのが特徴である。これが集中型より信頼性が高いといわれる所以でもあるのだが，実はそのためにどこを通ってゆけば一番良いかというルートを選択する仕事が必要となる。ルーティングの研究というのは，コンピュータ・ネットワーク以前からも種々行われてきたが，現在ネットワークで採用されている代表的な手法は固定法（Fixed routing）と適応法（Adaptive routing）である。

A．固定法（Fixed routing）

目的地までのホップ数（通過する NODE の数），距離，各 NODE における予測しうるディレイ（delay）の性質等から予め各目的地への経路を定めてしまう方法である。予測し得るディレイとして，例えば大型 HOST やアクセスの頻度の高いデータ・ベースにつながる NODE 附近をなるべく避けて，すべての回線をできるだけ平均的に使うという様な配慮が行われることもある。

予めルートが固定してしまっているため，処理のオーバヘッドは殆んどないが，トポロジの変化，トラフィックの一時的な変動等には適応性がない。

B．適応法（Adaptive routing）

トラフィック量の変化，一部の障害によるネットワーク・トポロジの変化などを反映させ，

ダイナミックにパケットのルートを適応させてゆく方法である。前述のように，分散型ネットワークでは原則として NODE は少なくとも二つの出力ラインを持つ。すべての他の NODE に対してどの出力ラインを通せば，それぞれどれだけのディレイがあるかというディレイ・テーブル（Delay table）を各 NODE が備えており，その時点で最小のディレイを示す出力ラインを選ぶ。このディレイ・テーブルの更新のメカニズム，あるいはダイナミックなルーティング情報の入手方法等によりいくつかの種類がある。

1．Isolated local estimate：すべてのパケットに発信地を出た時から現在に到る経過時間を記録させることにより，逆に各ノードでその発信地までの時間をその記録から推定する。"Backward learning" とも呼ばれる。

2．Shortest queue ＋ Bias（SQ＋B）：その時点における NODE 内部の各出力ラインに対するそれぞれのキュー（Queue）の長さと，すべての他の NODE への到着時間の表（一般にはスタティックな情報に基づく），即ちバイアス・テーブル（Bias table）との兼ね合いでルートを決定する。

3．Distributed updating：各 NODE はすべての NODE へゆくその時点での最短時間を記録した表（Updata vector）を持っており，それを隣の NODE へ適当な時間間隔で送り，隣の NODE はそれに自分の NODE の条件による補正，即ち自 NODE 内の各ラインへのキューの状態や，隣の NODE と自分の間のディレイ等により補正を加え，また更に次の NODE へと順次最新ルーティング情報を波及させてゆく。

これらの適応法はいずれも固定法にくらべ状態の変化に適合してゆく利点があるが，処理負荷およびトラフィックのオーバ・ヘッドはある程度避けられない。例えば，ARPANET は Distributed updating 法を使用しているが，ルーティング情報は全トラフィックの２～３％を占めるという記録もある。

以上のようなルーティング手法にはまた多くのバリエーションがみられ，またどの様なルーティング手法を採用するかはネットワークの規模やトラフィックの特性によるが，Fultz のシュミレーション[1] によると SQ＋B が比較的よいパフォーマンスを得ている。しかし，一方固定法の方が適応法よりも優れているという意見もあり，また同じネットワークであってもトポロジを変化させることにより，各ルーティング手法のパフォーマンスの差も大きく変化してしまうという実験もあるようである。

なお，適応法ではメッセージが同一個所を繰り返し回ってしまうループイング（looping）や，２つ NODE 間を行ったりきたりするピンポン現象を起こす恐れがあり，その対策を考える必要がある。例えば，各パケットは一度通過した NODE には再び渡さない，あるいは少なくとも隣から受けたパケットは再びそれへ戻すことは禁止する，または各パケットにホップカウンタ（hop counter）を設け，それが全 NODE 数＋α 以上になっているパケットはループイングの可能性があるとして，それをみつけた NODE は棄却する等の方法がある。

(3) Flow control（フロー・コントロール）

サブネットへのメッセージの流入を無制限に許すとサブネット内のコンジェスション（congestion）や各種のロック・アップ（lock up）が発生し，ネットワークが硬直状態に陥いる可能性がある。これを回避するためサブネットへ流入するトラフィックを規制するのがフロー・コントロールである。

フロー・コントロールには２つの代表的な考え方がある。１つは目的地にそのメッセージを受け入れる態勢が整っているという確認を得て初めてメッセージの伝送を開始するという考え方である[3]。具体的には目的地 NODE におけるメッセージ受け入れ用のバッファ・エリアの予約をとるという事となる。これは主として複数パケットからなる長いメッセージのリアセンブル用の要求である事が多い。例えば，リアセンブル・ロック・アップとはマルチ・パケット・メッセージの伝送に於て目的地 NODE で１つのメッセージの全パケットが揃わぬうちにバッファが一杯となり，いつまでもリアセンブルが完了しないためバッファが空かずロック・アップが生ずる状態をいう。これはそのメッセージのリアセンブル用に予め必要なバッファを予約しておけば防ぐことができる。

もう１つの考え方は，サブネットに流入するパケットの総量を何等かの形で規制するという基本的な考え方であり，いろいろな形で実現される。例えば，NPL の Davies の提案による Isarithmic（ギリシャ語で equal number の意）という考えでは[2]，まずあるメッセージがサブネットに入る時は必ずパーミット（permit）と呼ぶ通行許可証を得なければならない。発信地 NODE でパーミットを得たメッセージは目的地 NODE でそのパーミットを返す。サブネット内のパーミットを一定にしておけば，総量が規制できるというものである。

また別の方法としては，すべての発信地 NODE，目的地 NODE 間にパイプ（pipe）と呼ぶロジカルなパスを考え，そのパイプの容量を制限することによって１度にサブネットに流入するパケット量を規制するという考え方もある。

サブネット内の流れが滞る原因は概して NODE 内のバッファ・エリアの余裕とトラフィックの集中の度合によるものであり，バッファ・コントロールのアルゴリズムがフロー・コントロールに大きな影響を与える。例えば，Store & Foward ロック・アップは２つの中継 NODE 間で両方向のトラフィックが集中している場合，両 NODE とも既にバッファが１杯になっていると互いに相手からのパケットを受け入れる事ができず，同時に既に送ったパケットの ACK も受けとれない。ACK が返れば保管していたそのコピーが捨てられるのでフリー・バッファが得られるが，それもかなわず両者立ちすくみの状態になる場合である。このロック・アップへの対策としては最低１個のバッファを常に逆方向用にリザーブしておくだけで充分効果がある。

いずれにしろ，フロー・コントロールは全体としてのトラフィックをある程度規制した上で，更にバッファ管理の行き届いたメカニズムによる立体的な両面作戦が必要であろう。

(4) シークェンシング（Sequencing）

これは伝送されたメッセージを正しい順序で目的地 HOST に送り込む機能である。もし，前のメッセージの到着確認の RECEIVE を受け取ってから，始めて次のメッセージを発信すると

いうプロトコルのネットワークであれば，このシークェンシングは必要ない。しかし同一目的地に複数個のメッセージを一時に発信し得る場合はサブネット内のトラフィックの状態，伝送エラー等により，先に送り出したメッセージが必ずしも先に目的地に到着するとは限らない。この場合，一般には目的地 NODE で到着したメッセージのシークェンシングを行い，HOST には正しい順序で送り込む。

通常，メッセージにはメッセージ番号がつけられ，これにしたがってシークェンシングが行われる。例えば，1，2，3，と番号のついた3つのメッセージのうち，1も2も到着しないうちに3がまず到着しても，目的地 NODE は一時それを保留して，1，2の到着を待ち，HOST には，1，2，3の順で送り込まねばならない。この場合は少なくとも3つのメッセージを入れる待ち合わせバッファ・エリアが必要となる。

フロー・コントロールの手段でもあるパイプの概念は，実はシークェンシングにも大きな機能を果たす。パイプの容量を例えば4とすると，ある一対の NODE 間で一度に伝送し得るメッセージ数は4個までであり，従ってシークェンシングのためのバッファは最大4メッセージ分確保しておけばよい。

(5) 障害対策

サブネットの障害対策に対する基本的態度は次のようなものである。

① フェイルソフト(fail soft) 機能が万全であること。即ち前述のように障害部分を取り除いた環境下で可能な限り運転が続行されること。

② ネットワークを構成する夫々異った要素間，例えば HOST とサブネット，NODE と回線等の障害時の切りわけが容易に行われること。

③ 障害発生やその回復手続きの過程に於て，他の部分の運転に影響を与えぬこと。

④ 障害の検出，その回復のテスト等が可能な限り自動的に行われること。

障害対策の主な対象は次のようなものである。

1．メッセージの紛失： 伝送の確認は隣接 NODE 間では ACK が返され，発信地，目的地間では RECEIVE が返される。タイマーによって一定時間経過しても，これらの確認の返送がない場合は手持ちのコピーを再送したり，メッセージ番号を指定して問い合せが行われる。

2．メッセージの重複： シークェンシングの際にメッセージ番号により発見され，重複したものは棄却される。

3．回線および NODE の障害： 回線の障害は一般にハードウェア割り込みで検出される。また NODE の障害は隣接 NODE により発見される。例えば20～30パケットあるいは一定時間の連続伝送に対し，何の応答もない場合に障害と見なすという様な方法がとられる。NODEや回線の障害は他の NODE に通知され，障害 NODE 宛のパケットは途中で棄却される。

4．HOST 障害： NODE から送ったメッセージを一定時間経過しても HOST が受けとらぬ場合，即ち Write コマンドが一定時間内に終了しない場合，HOST 障害とみなす。障害 HOST 宛のパケットは棄却される。

5．ディスコネクションの検出：　ネットワーク内で，いずれのルートをとっても相互に交信不能の NODE が生じた場合，これをディスコネクション（Disconnection）状態という。また，互いに孤立した NODE 群同士もディスコネクション状態である。図3にそれらの例を示す。(a)では6が，(b)では1，2，3と4，5，6が互いにディスコネクション状態である。

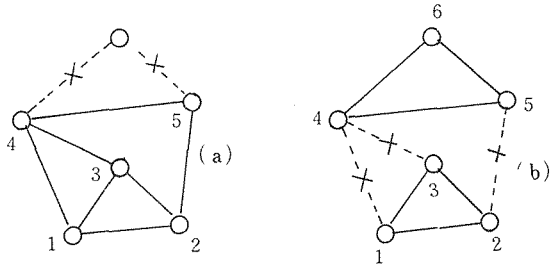


図3　ディスコネクションの例

サブネット内に発生したディスコネクションを放置すると，孤立した NODE，または NODE 群に向けられたパケットは行き先がないため，サブネット内を無駄に回り続け有効なトラフィックの妨げとなる。そこでディスコネクションの状態は出来るだけ早期に発見することが望ましい。

発見の方法としては基本的には2つの考え方があり，ネットワークのトポロジーを各 NODE に与える方法と，与えぬ方法とである。後者の例として ARPANET で採用している方法は，ルーティング情報の周期更新を行う際に各 NODE は自分を通ってすべての目的地へ行く最小ホップ数をのせて周辺 NODE に知らせる。それを受けた各 NODE は更にそれに1を加えて次の NODE に送る。ディスコネクション NODE が発生すると，その目的地に対するホップ数が際限なく大きくなり，これが（全 NODE 数 − 1）を越えたらその NODE はディスコネクション状態と判断する。

また，前者の例としては，図4に示すように各 NODE は直接ラインが張られている NODE に対する要素を1，張られていない要素を0としたネットワーク・トポロジを示すコネクション・マトリックスRを持ち，音信不通になった NODE をその隣接 NODE がとらえてこのRを更新し，それを次の NODE にディストリビュートする。R^nの各要素 rij は i から j に n ホップで行く道があるかないかを表わすというグラフ理論の原理を利用し，各 NODE は更新されたRをもとに全 NODE 数を n とした場合，R^{n-1}の計算を行い，自分の NODE から見て何処がディスコネクションであるかを検出する[6]。

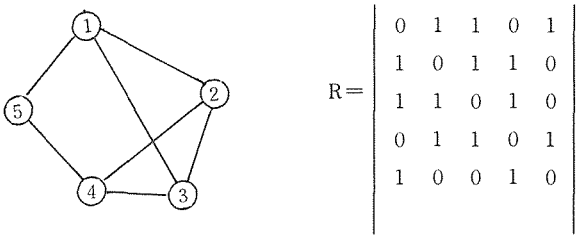


図4　コネクション・マトリックス

以上 SCP の代表的ないくつかの機能につき述べたが，この他ネットワークの稼動状況のモニタリング機能，各種障害の記録を行う管理機能，サブネット・テストの為の凝似トラフィック発生機能，NODE 障害時あるいは SCP 更新時に有効な隣接 NODE からの SCP プログラムのセルフローディング機能等，各種の付加機能が考えられる。

4. NCP

NCPは各HOSTに存在するネットワークのコントロール・プログラムである。一般にNCPは各HOSTのOSの一部，あるいはそれに準ずる形で存在することとなる。

異機種結合によるネットワークでは，それぞれまったく独自な思想によって作られている異ったOSとのインタ・フェースを十分考慮したうえで，NCPをどのように実現すべきかを検討せねばならない。

NCPの機能は前述のHOST－HOSTプロトコルや，HOST－NODEプロトコルの規定に沿ったものである。その主な機能を以下に述べる。

(1) HOST間のコミュニケーション

HOST間のコミュニケーション機能は，そのネットワークのサービス機能の如何によっていささか異なるが，ここでは一応バッチ処理，リモート・バッチ処理，TSS処理のすべてを含む汎用の場合を考えよう。

各HOSTのジョブの処理単位は，ジョブ，ジョブ・ステップ，タスク等と一般にそれぞれ異なる可能性があるが，ネットワーク上ではいずれもこれをプロセス（process）という概念で統一する。そしてHOST間コミュニケーションは実際にはプロセス間コミュニケーションという形に置き換えて実現する。すなわち，プロセス間コミュニケーションは

① 各HOSTのバッチ，リモート・バッチ，TSS等の各処理単位を一元的に扱うことを可能とするとともに

② 他HOSTのプロセスも自HOSTのプロセスに準じた形で扱い得る機能を持つ。

プロセス間コミュニケーションには，以下の3つの機能が含まれる。

① プロセス間のコネクションの確立と閉鎖

図5に示すように，2つのHOST-A，Bのそれぞれのプロセスa，bがおのおのNCPを通して相互に交信するには，まず両者の間でコネクションを確立せねばならない。コネクションの確立とは，一方の入力が他方の出力となるロジカルなパスを作ることである。各HOSTに於て夫々のプロセスにつける id の規則はまちまちであり，それをネットワークでは一元化し，グローバルな id をつける。これを port-id といい，コネクションは2つの port-id，ここではX，Yの pair に対して確立される。ARPANETでは port-id を socket 番号 と呼ぶ。このロジカルなパスを閉じるのがコネクションの閉鎖である。

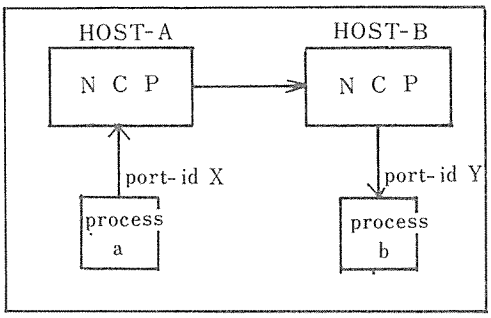


図5　プロセス間コネクション

② プロセス間のデータの授受

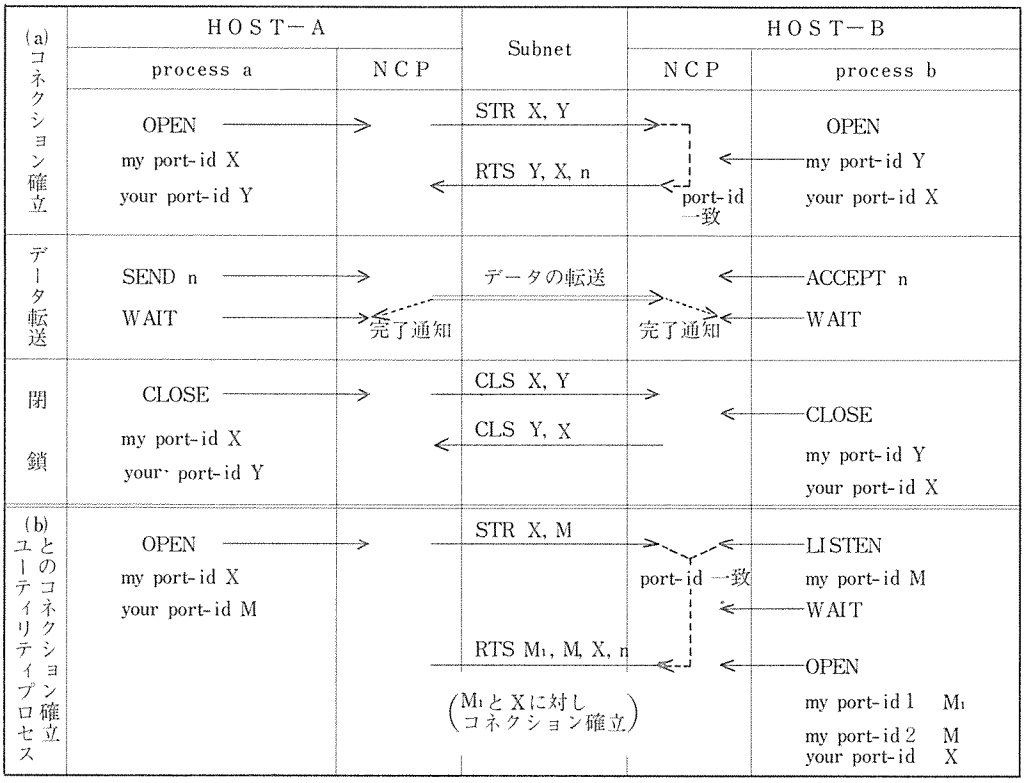
コネクションが確立すると，それを通して2つのプロセス間でデータの授受がおこなわれる。

③ プロセス間の同期

コントロール　コマンド	
STR	コネクション確立要求
RTS	コネクション確立応答
CLS	コネクションの閉鎖
CEASE	データ送信の一時停止
RESUME	データ送信の再開
POST	コントロール情報の通知
LOAD	プロセスの起動
DEL	プロセスの消滅

サービス　コマンド	
OPEN	コネクション確立要求
GLOSE	コネクションの閉鎖
ACCEPT	コネクションを通してデータを受ける
SEND	コネクションを通してデータを送る
LISTEN	コネクション確立要求待ち
WAIT	イベント待ち
POST	コントロール情報の通知

図6　コントロールコマンドとサービスコマンドの例



（n はコネクション番号）

図7　両コマンドの関連と使用例

ネットワークを通して複数の HOST で１つの仕事をおこなう Cooperated job processingに於てはプロセス間の同期をとる必要がある。

単発の短かいメッセージ転送を主体とするネットワークでは，予めコネクションを確立するという手続きを省き，データ送受信の具体的要求が出た時点で，その都度コネクション確立に相当する手続きをとる方法もある。しかし大量データの連続転送や，頻度の高いデータ転送で

は，かえってオーバ・ヘッドが増える可能性もある。また1つのコネクションに1方向のデータ流のみを許す場合と両方向のデータ流を許す場合とがある。ARPANETは1方向であるがCycladesは両方向であり，後者を推す人も多い。

(2) コントロール・コマンドとサービス・コマンド

2つのHOSTのNCP間はコントロール・コマンド，即ちHOST－HOST プロトコル・コマンドにより交信される。一方，プロセスとNCP間にはユーザのためのサービス・コマンドを設ける場合があり，サービス・コマンドには多重コネクション管理，HOST間のフロー・コントロール等のマクロな機能を含ませる。図6に両コマンドの種類を，図7に両者の関連と使用法の例を示す。(b)はMがユーティリティ・プロセスの場合である。一般にユーティリティ・プロセスはMの他に複数個のport-id，例えばM_1，M_2，M_3…を所有し，この例ではM_1 とXのペアに対してコネクションが確立されている。

(3) HOST間のフロー・コントロール

サブネットのフロー・コントロールとは別に，HOST間にもフロー・コントロールが必要である。各HOSTは一般に複数HOSTと同時に交信しており，1つのコネクションにおいて送信側HOSTが大量のデータを送り込んでも，受信側は常にそれにマッチした速度で処理し得るとは限らない。

HOST間のフロー・コントロールは基本的にはNCP内のバッファの利用状況の管理の問題となる。

バッファ管理の一例としてバッファ・プール（buffer pool）の考え方がある。各NCPはそれぞれ適当な個数のバッファを持つ。HOST間で1つのコネクションが確立すると，最低1個の基底バッファが与えられる。この基底バッファはそのコネクションがクローズするまで保持される。それ以上は必要に応じてバッファ・プールから取り出して供給され，使用後はプールに返却する。プールに残ったバッファ数が，ある限度を切った場合，多量にバッファを占有しているコネクションに対しては先方のHOSTにデータ送出の一時停止を要求する。このコネクションに対してはHOST内の処理が進行し，その基底バッファの内容が処理のために明け渡された時点で送信が再開される。

いずれにしろ，コネクションが少ない時は多くのバッファが利用でき，混雑時にも少なくとも1個の基底バッファは確保できるような配慮が望ましい。バッファの個数は一般に1つのHOSTに於て一時に確立し得るコネクション数（例えば24とか32）と，平均メッセージ長，バッチ処理とTSS処理の比率等に基づき割り出される。

(4) 高位プロトコルの処理

高位プロトコルは，ネットワーク・ユーザが直接使用されるマクロなコマンドとしてサポートされる。例えば，前述のTSSプロトコル，RJEプロトコル，ファイル転送プロトコル等はもっとも基本的なものである。ネットワーク・サービスの拡大により，これらの高位プロトコルは数も種類も増加してゆくものであり，その処理形態も拡張性を十分考慮に入れる必要がある。

る。

各HOST内プロセスには，ユーザ独自のユーザ・プロセスとシステムがサポートするユーティリティ・プロセスとがあり，例えば高位プロトコルの処理を高位プロトコル処理プロセスというユーティリティ・プロセスの形でおこなうのは１つの方法である。

図８にTSP（TSS protocol）処理の概念図を示す。HOST-AのTSS端末から(図８の左下) HOST-BのTSS処理を使用するには，HOST-AのN-CPのもとにTSPプロセスというユーティリティ・プロセス（２重の枠）があり，それに対しHOST-BのNCPのもとにも仮想端末プロセスが存在する。HOST-A，Bとも既存のOSの機能としてTSSモニタがあり，例えばHOST-Bにおける通常の会話型使用はHOST-Bの下の端末（点線）からBのTSSモニタを経由してユーザ・ジョブと会話を行うわけであるが，ネットワークを通してHOST-Aの端末からHOST-Bのこのユーザ・ジョブと会話をする場合は点線で示した通常の端末へのつながりが，BのTSSモニタの中で仮想端末プロセスに切り換えられ，両HOSTのNCPを通して会話が行われることとなる。

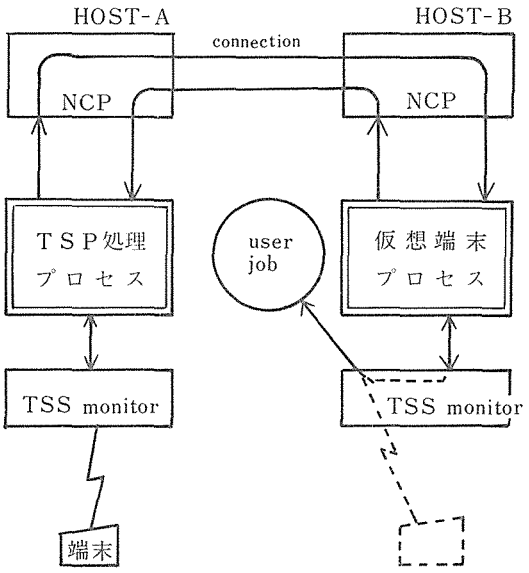


図８　TSPプロセス処理概念図

図９はRJEP（Remote Job Entry Protocol）プロセス処理の概念図であり，夫々のHOSTにUSER RJEPプロセスとSERVER RJEPプロセスが存在する。この図の①～⑰の番号は処理のコントロールの順序を示す。

図10および11は対応するTSSの初期会話とRJEジョブデェクの例である。今後の傾向としてはこれらの図の □ 内のHOSTオリエンテドな部分がNCL（Network Control Language）またはNAL（Network Access Language）というような形で統一化される傾向にある。とくに最近はネットワーク同士の結合，あるいは国際ネットワーク等の話題もクローズアップされつつあるが，その様な動向も含めてのネットワーク利用の汎用言語の出現が期待される。

(5)　ＮＣＰ作成

Subnetの SCPと HOSTの NCPを比べてみるとサブネットの SCPは将来 VANや特殊網に吸収され得る可能性もあるが，NCPの作成は今後とも残される問題となるであろう。特に既存のOSとのインタ・フェースを十分検討し，NCPの肥大化によるHOSTの過度の負担を

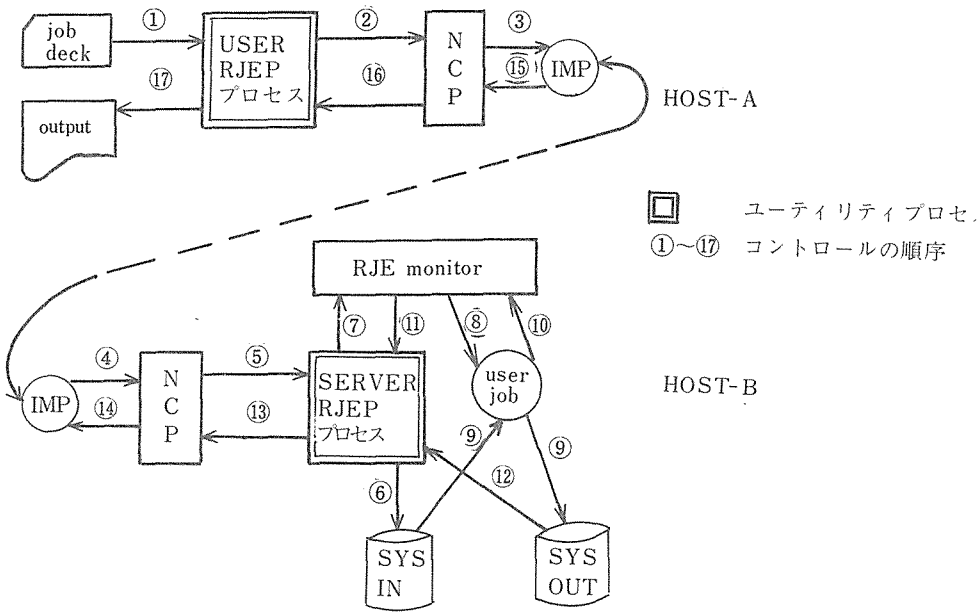


図9　RJEPプロセス処理概念図

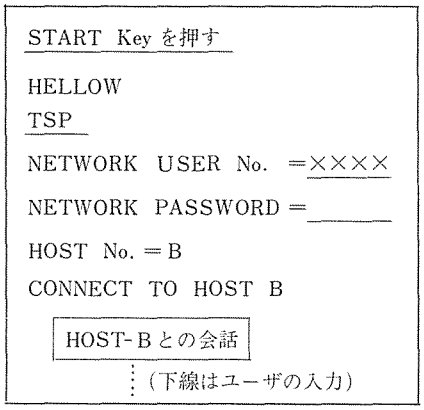


図10　端末からの会話

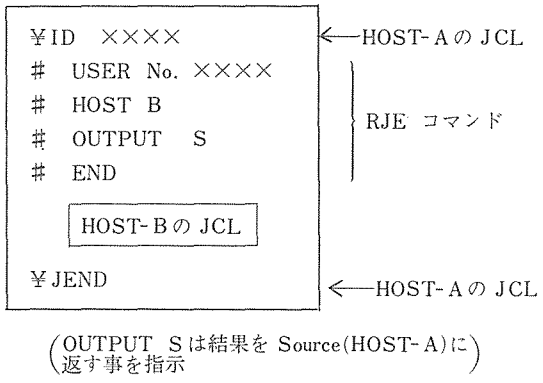


図11　RJEのジョブデック

防ぎ，かつオーバヘッドの増加を最低限におさえねばならぬ。

既存OSに対するNCPの位置づけは，次の3通りが考えられる。

① 制御プログラムの一部とする。

② ユーザ・プログラムとする。

③ ①，②の中間的なサブ・モニタの形をとる。

これらのうち①はある意味では理想的であるかもしれぬが，ネットワーク結合のため増加した制御プログラム機能が，そのHOSTのみによるローカル・ジョブのオーバヘッドの増加をも

たらす可能性がある。また，既存OS部分に改造を加えねばならぬ可能性も強いが，いわゆる標準OSではなくなるため，その後のメーカのメインテナンス・サポートが期待できぬ恐れがある。

これに対し②のユーザ・プログラムとして作成する形はユーザとしてはもっとも作成が容易であるが，ユーティリティ・プロセスの起動や終了などのコントロール能力を同じレベルのプログラム同士では発揮できぬ可能性があり，また割込みやタイマの処理，制御テーブル内の情報の参照など，かなりの無理が生ずる可能性が強い。

以上のような点を総合すると，結果的には③のサブ・モニタの形でNCPを作成するのが最も望ましいこととなるが，いずれにしろこれらの選択は既存のOSの機能および性格によって決定付けられてしまい選択の余地がない可能性も強い。NPLのDavies等は，将来のOSはNCPの下に従来のOSが従属すべきであると提唱しているが，[4] 少なくとも今後のOSは他のコンピュータとのコミュニケーションを前提として設計すべきであるということであろう。たとえば，他のコンピュータとのコミュニケーションを可能とするには，最低限以下のような機能が既存OSにそなわっていることが望ましい。

① 多重処理機能をそなえていること。

② 結合用アダプタがペリフェラルの一種として扱い得ること。

③ ビット・ストリング・データのトランスペアレント（transparent）な受け入れが可能であること。

④ NCPとユーザ・プロセスの間で情報の交信が可能なこと。

⑤ NCPがプロセス（ジョブ）の起動，監視および強制終了を行えること。

⑥ プロセスに必要なファイルが動的に割り付けられ，また消去も可能であること。

⑦ 言語プロセッサ，ユーティリティ・プログラム等，既存の処理プログラムがNCPから利用できること。

⑧ アカウンティングなどのためにリソース利用情報がNCPから参照できること。

参考文献

(1) Fultz, G. L. Adaptive routing technique for message switching computer communication networks UCLA-ENG-7252, July 1972.

(2) Davies, D. W. The contorol of congestion in packet-switching networks. Trans. IEEE, Vol. COM-20, No.3, June 1972.

(3) Kahn, R. E. and Crowther, W. R. Flow control in a resource sharing computor network. Proc. Second ACM IEEE Symposium on problems in the optimization of data communication system, Palo Alto, Calif. Oct. 1971.

(4) Davices W. D. and Barber D. L. A, Communication networks for computers. John Wiley & Sons 1973.

(5) Puzin, L. Presentation and major design aspects of the Cyclades computer network. 3rd. Data Comm. Symp. Tampa, Nov. 1973.

(6) (財)日本情報処理開発センター，コンピュータ・ネットワーク JIPNETの研究開発，49-S001，1975年3月。