

コンピュータネットワークにおける動的フロー制御 の一評価

相田 潔，松下 温
(沖電気工業(株))

1. はじめに

計算機におけるバーチャル・サーキット(VC)内パケットの流量制御は、CCITT勧告X.25パケットレベルでのウィンドウ方式を代表に、各種方式が確立されている⁽¹⁾⁽²⁾。しかし、同じウィンドウ方式を用いたとしても、より効果的な流量制御をするには、ウィンドウ削減の方法への余地がある。

VCの流量制御は、流量を外部環境に応じて時々時々で細く調整するか否かの点から、動的流量制御と静的流量制御とに大別である。すなはち、動的流量制御は、バッファとか計算機使用時間とかのパケットを運ぶのに必要なリソースの使用状況を見ながら、VC内のパケット量を時々時々で細く調整する。一方、静的流量制御は、必要なリソースの使用状況とは無関係に、予め定めた一定の量にパケット量を調整する。

これまでの研究で、動的流量制御は応答時間の点で静的流量制御より優っている、と報告されている⁽³⁾⁽⁴⁾。

ところが、余りにも最大限の効果を動的流量制御に期待し過ぎると、その制御構造がえって複雑となり、実用には向かない。そこで、動的流量制御の利点を生かしつつ、制御構造が単純に済む方法が求められる。

本稿では、まず、単純論理の動的流量制御を紹介する。それから、計算機シミュレーションによって静的流量制御と比較評価した結果を報告する。

2. 流量制御の方法

2.1 方法の定義

本稿で紹介する流量制御は次の3点を前提する。

- (i) 流量制御に関するプロトコルはCCITT勧告X.25パケットレベル⁽⁵⁾のウィンドウ方式に準ずる。
- (ii) パケットを蓄積するバッファの使用状況のみをウィンドウ開閉判断の基準にする。
- (iii) ウィンドウは、特例を除いて、ウィンドウが空になると時点で開く。

次に、方法を定義するため以下の諸量を導入する。

W_I ：VC確立時に、VC両端計算機間で相互確認された最初のウィンドウ。

W_T ：ウィンドウが I となる今時の時点(T)で、これから用こうとするウィンドウ。

W_{T-1} ：前の時点($T-1$)で開いたウィンドウ。

B_T (B_{T-1})：時点 T ($T-1$)での空バッファ・セル数。

これらの諸量を用いて、静的流量制御および動的流量制御を以下のように定義する。

静的流量制御の定義；

$$W_T = W_{T-1} = W_I$$

動的流量制御の定義；

$$W_T = W_{T-1} + n$$

($B_T > B_{T-1}$ のとき)

$$W_T = W_{T-1}$$

($B_T = B_{T-1}$ のとき)

$$W_T = W_{T-1} - n$$

($B_T < B_{T-1}$ のとき)

ただし、 $1 \leq W_T \leq W_E$ であり、
 $1 \leq n \leq W_E$ である。また、工時
点後初めてウインドウを開く時点 (T) での判断は、 $E = T - 1$ とみな
してやはり上式となる。

バッファセルに空が無くなつたとき
、静的流量制御および動的流量制御い
ずれであっても、ウインドウは開かん
ない。このような状態の後にウイン
ドウを開く条件は、VC確立時 (工時
点) にその VC に配分したバッファセ
ル数分の空ができる、である。

静的流量制御は、その定義から分る
通り、開かれるウインドウには、ど
の時点に於いても、工時点に定めた
 W_E で常に一定である。

一方、動的流量制御は、開かれるウ
インドウには時点時点で変り得る。
その定義で、これはバッファ量の増減に
応じてなされる。ウインドウの中の、い
わば補正値である。従って、この制
御では、開かれるウインドウにはバッ
ファ量の増減に応じて変化する。例
えば、 $W_E = 5$, $n = 1$ とすれば、
 W_T は、1, 2, 3, 4, または 5 の
いずれかの値をとる事ができる。
更に、 $W_E = 5$, $n = 2$ とすれば、
 W_T は、1, 3, または 5 である。

2.2 方法の定性評価

前節で紹介した動的流量制御を定性

的に評価する。

まず、性能面で評価する。すなわ
ち、レシーブループットヒュケットの
応答時間 (パケットが VC 他の端に到達
してバッファセルに蓄積されるまでを
確認するまでの時間) との点での評価で
ある。

このような性能を低下させる原因に
おいて、次の2つが考えられる。

(i) パケット送信の待合せ発生

VC 送信端で、今開かれているウ
インドウ中以上の数のパケット送信
があると、パケットの待合せが発生
する。この待合せが応答時間の悪
化を引き起す。

(ii) パケット再送の発生

VC 受信端で、空バッファセル数
以上の数のパケット受信があると、
バッファセルに蓄積できないパケッ
トの再送が発生する。再送は、因
縁の伝送容量による計算用処理時間
の無駄使いをする結果、スルーフォ
ットの低下を招く。更に、再送時間
が加算されるため、応答時間の悪化
を引き起す。

ところで、ウインドウを開く時点では、
その後どれ程の数のパケット送信
があるか予測し得ないので、(i) また
(ii) のどちらの結果になるかは可能性
の問題となる。すなわち、ウインド
ウを余りに大きくし過ぎると、(i)
待合せ発生の可能性が高くなる。
逆にすれし、大きめに過ぎると(ii) 再送の
発生の可能性が高くなる。

以上を念頭に置いて両流量制御を見
ると、静的流量制御は、開くウインド
ウが常に一定のため、パケット送信
数が一定で、待合せはあるものの再送の
事象を飛ばし易い。

一方、動的流量制御は、パケット送信

数の変動をバッファ量の増減で直接的に観察し得る。聞くウインドウ中の大小によってパケット送信の可能数を調整しているので、再送発生の可能性は静的流量制御より低いと言える。

ただ、待合せ発生の可能性に窓としては、もじ流量制御の初期ウインドウを W_E を同じばすれば、X.25パケットレベル・ウインドウ方式自身の制約からウインドウを W_E を越え不適に設定でさるいので、動的流量制御であつてもやはり静的流量制御と同等の待合発生の可能性をもつと考えらる。

そこで問題は、待合せ発生と再送発生のどちらがDCの性能低下のより大きな要因となるかである。これは明らかに再送発生の方が低下の大きな要因となる。つまり、再送発生の可能性を待合せ発生のそれより優先させてしまう事が肝要である。

動的流量制御は、静的流量制御と比べると、待合せ発生の可能性はほぼ同等であり、再送発生の可能性は低い。従って、再送発生の少るいとはDC性能向上の効果が大きいとも考え合わせると、動的流量制御の方が優れていると考えられる。

次に、紹介した動的流量制御を実用面で評価する。

前述したこの制御を実現するには、次の2つの構造が静的流量制御の構造に加えて必要である。

- ウィンドウを聞く時点(T)ごとのヒタの空バッファセル数(B_T)と決定したウインドウ(W_T)の記憶。
- その制御の定義を示した計算式に基づく計算。

このように、この動的流量制御には予め設定しておかねばならぬ固定データ

が不要である。例えば、ウインドウを決定する際、空バッファセル数、計算残信用率、その他と、聞くべきウインドウヒトを対応させてテーブルを予め用意しておき、このテーブルを参照して行うような動的流量制御を考えらる。このような制御方法では、新規計算機システム構築のために、参照テーブルの生成が必要になる。

その点、この動的流量制御は、固定データが無いのでシステムに依存せず、汎用性が高いといえる。

更に、その計算は非常に単純である。というのも、計算残信用率とかトライック速度とかい、た非整数を計算で用ひないからである。

従って、前述の2つの制御構造を加えたらしくも、ほとんどオーバヘッドにはならない。

以上から、実用面においてもこの動的流量制御は、高汎用性、少オーバヘッドの点から、利点が多いと言える。

3. シミュレーション・モデル

紹介した動的流量制御の性能を定量的に確かめるためにシミュレーションを行なった。このシミュレーションはFORTRANで書かれたプログラムによるものである。尚、プログラム・スナップ数はFORTRANで約550スナップである。

図1にシミュレーション・モデルを示す。

伝送サービス(TS)

これは通信回線およびX.25データリンクレベル(するわち、HDLIC)

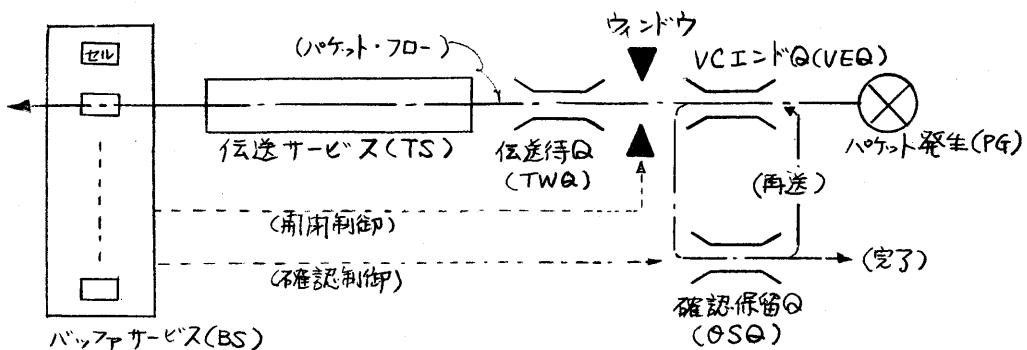


図1 シミュレーション・モデル

のモデル化である。

TSは1パケットを指数分布に従つたサービス時間で運ぶ(サービス時間の平均は $1/\lambda_{TS}$)。

これにより、パケット長がランダムであることが加味される。

バッファサービス (BS)

これは送信された各パケットに蓄積用のバッファセルを提供する。

セルでのパケット蓄積時間は、やはり、指数分布に従う(サービス時間の平均はセル当たり $1/\lambda_{BS}$)。尚、セルの総泊数は B_0 。この蓄積時間は、パケットの端末への出力時間、あるいは業務処理プログラムでのパケットの加工時間などといったパケットを受信した計算棟ごとの処理時間の想定である。

BSは、このように首尾よくパケットをセルに蓄積できたら否かを後述の確認保留Qに通知する。更に、 λ_S の流量制御の定義に従って、動的流量制御あるいは静的流量制御各自に対して、ウィンドウの開放を行う。尚、パケットの蓄積可不可およびウィンドウ開放の通知は、X.25パケットレベル・プロトコルでは、RRまたはRNRパケットの返送に相当する。

伝送待Q (TWQ)

これは伝送サービスを受けるためのパケットの待ち行列である。

ウィンドウ

これはTWQへのパケットの通過を調整する一種のゲートである。

VCエンドQ (VEQ)

これはウィンドウを通過できない、現時点のウィンドウを越えた場合のパケットの待ち行列である。

確認保留Q (OSQ)

これはウィンドウを通過してセル蓄積可が未だ確認されていない、蓄積確認待ちパケットの待ち行列である。

セル蓄積可が確認されれば、パケットはOSQを離脱してサービス完了となる。セル蓄積不可が確認されれば、パケットはOSQからLEQに送り込まれ、再び送信を待つ。すなわち、再送される。

パケット発生 (PG)

これはパケットを発生する。パケットの発生はランダムである(発生の平均は λ_{PG})。

4. シミュレーション結果

4.1 測定の前提と測定対象

図1のシミュレーション・モデルを用いて動的流量制御および静的流量制御各々の性能を測定するにあたり、次の前提をおいた。

- ・パケット発生は、平均入 μ_{PG} のランダムである。
- ・パケット伝送時間は、平均 $1/\mu_{TS}$ の指数分布に従う。
- ・パケットのバッファセル蓄積時間は、平均 $1/M_{BS}$ の指数分布に従う。
- ・伝送サービス(TS)とバッファサービス(BS)のサービス性は同じである。
すなわち、
 $1/\mu_{TS} = 1/B \cdot M_{BS}$ 。
ただし、Bはバッファセルの総個数を表す。

このようすの前提で、次の諸量を測定対象とした。

完了率；発生したパケット数に対する、シミュレーション時間内にサービスを完了したパケット数の割合。
ここで、サービス完了とは、パケットがバッファセルに蓄積されて、その通知を受け確認保留Q(OSQ)を離脱することをいう。

再送率；VCエンドQ($V \in Q$)に入力したパケット数に対する、OSQから再びレポートによってされたパケット数の割合。

平均完了時間；サービスを完了したパケットがレポートおよびOSQに滞在した平均時間。

完了時間標準偏差；上記時間の標準偏差。

これらの諸量を以下でグラフ表現する際に、ウィンドウ・セル比1/3単位を横軸の尺度に使う。

これは $B \times W_E$ で、初期ウィンドウ中にに対するバッファセル数の割合を表す。

4.2 結果

トラヒック密度($\rho = \mu_{PG} / \mu_{TS}$)が低い領域では、両流量制御間に有意差が認められないと予想される。実際、このようすの流量制御は、一般に、高密度の領域でその威力が發揮されるとして目指している。

そのため、このシミュレーションは ρ が0.9以上の高密度の領域で行われた。

図2.2の定性評価で触れたように、流量制御の性能を大きく左右する主たる要因は、パケット再送の発生を考えられる。

そのVCに与えられたバッファセル数(B)に対して、どのようすの初期ウィンドウ W_E を設定すれば効率の良い流量制御を行えるか。これに答えるために、まず、再送率を小さくする W_E を求めることが必要であり、再送率と W_E の関係を測定して(図2)。図2.2動的制御 $\square 1$ とは、動的流量制御で補正値を1とした場合を意味する。

図2から分るところ、ウィンドウ・セル比が約1/3以上(するめち、セル数Bが初期ウィンドウ W_E の1/3倍以上)になると再送率は1割以下となる。また、ウィンドウ・セル比をどのようにとっても、動的流量制御の方が静的流量制御より再送率が低い。このことは、図2.2の推定が正しかったことを裏づける。

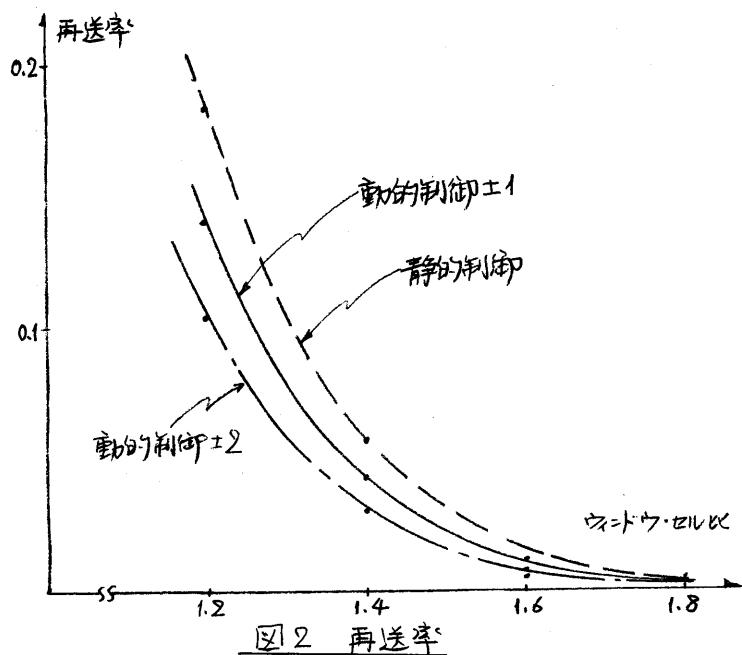


図2 再送率

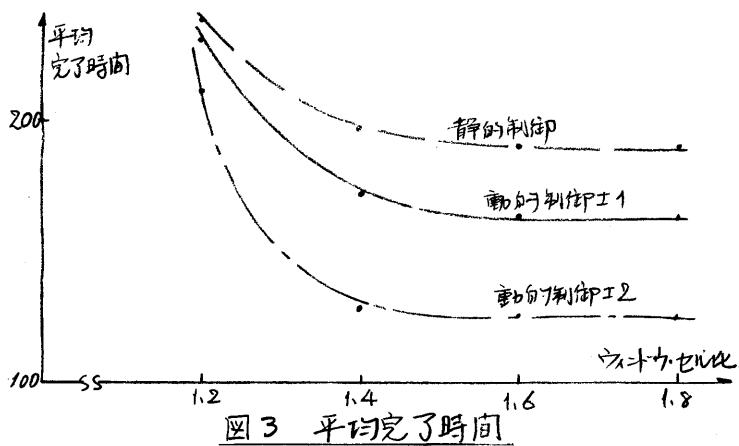


図3 平均完了時間

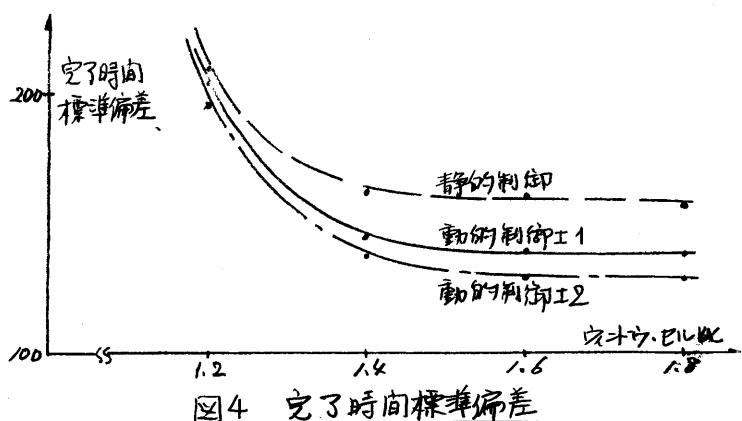


図4 完了時間標準偏差

次に、ウィンドウ・セル比を1.2から1.8の範囲に固定して、完了率、完了時間の平均と標準偏差差を測定した。

完了率に関する限りでは、静的流量制御と動的流量制御（補正値が1の場合と2の場合）との間には有意差は見られなかった。完了時間の平均と標準偏差の測定結果を、各々、図3と図4に示す。完了時間は、どの流量制御であっても、再送率が1.1から1.3に従って良化する。すなはち、完了時間は再送率に大きく依存する事が分る。

更に、完了時間は、ウィンドウ・セル比が1.4以上になると、再送率に無関係に一定する。完了時間のこのような傾向は既に報告がある（6）。

完了時間が安定した領域においても、図3と図4により、動的流量制御の方が絶対的に優れているのが分かる。しかし、これらの図から推測して動的流量制御の補正値を更に大きくすれば、完了時間は尚一層良化する、と考えるのは早計と思われる。というのは、このシミュレーションは動的流量制御と静的流量制御の比較評価をオーナ目的的に考えているため、現実のパケット伝送をかなり理想化したモデルと

している。例えば、伝送サービスの伝送誤りは無いとしてあり、また、ウイントウの開閉およびパケットの蓄積確認を伝えるRR/RNRパケットの伝送は確実にシミュレーション・プロセス内で行えるとしている。

このような理想化を行つてゐるが、このシミュレーションでは、前述のとおり、完了率に有意差が見られなかつたのであるが、この理想条件をはずせば、動的流量制御で補正過れを大きくとり過ぎると、完了率の低下を招くと推定される。補正過れの最適解に関することは今後の課題である。

5. 結論

以上述べた方法の定性評価やシミュレーション結果を踏まえて、次の諸事項を結論づけられる。

①紹介した動的流量制御は論理が単純で、その論理をソフトウェアに加えたとしても実用上はほとんどオーバヘッドにならない。

②このよる単純論理であっても、充答性が優れてこりとという動的流量制御の利点を生かすことができる。

③この動的流量制御は、静的流量制御に比べて、完了時間の偏差が小さい（標準偏差が $1 \times MTS$ の約7倍の差、例えば $\pm 50 \text{ ms}$ の差）。するめち、応答が安定してはあるといふ特徴がある。

④動的流量制御、静的流量制御いずれであっても、ウイントウ・セル比が 1.4 以上になると、再送率の低下は見らるが、完了時間は一定してしまう。するめち、良化的限界に達してし

まう。従つて、相互の計算機でVC確立時に定める初期ウイントウ(W_0)は、そのVCに与えられるバッファ量の約 1×1.4 以下にするのが好い。

謝辞

シミュレーション・プログラムの作成、データ収集、および解析に協力いただいた東京理科大学の学生諸氏に感謝いたします。

参考文献

- (1) F. R. Magee, Jr. "Comparison of Two Packet Network Protocols for Flow Control of Customer Virtual Circuits" ICCC 1978
- (2) I. Takenaka, et. al "Evaluation of Flow Control Scheme for Packet Switched Network" ICCC 1978
- (3) V. Ahuja "Routing and Flow Control in Systems Network Architecture" IBM System Journal Vol. 18, 1979
- (4) P. Kermani, L. Kleinrock, "Dynamic Flow Control in Store-and-Forward Computer Networks" IEEE on Communication 1980 Feb.
- (5) CCITT: Recommendation X.25. Orange Book, Vol. VIII.2, Geneva, 1979
- (6) J. Labetoulle, G. Pujolle, "A Study of Flows Through Virtual Circuits" Computer Networks April 1981, Vol. 5, No. 2