

ラボラトリオートメーション支援システムにおける 高速アナログ入力の実現方式とその評価†

宮崎 正俊^{††} 小畑 征二郎^{††}
平野 哲^{†††} 佐竹 紀男^{††††}

ラボラトリオートメーションを共同利用の立場で支援する目的で開発したラボラトリオートメーション支援システムの種々の機能のなかの高速アナログ入力は、汎用大型計算機の磁気ディスクへサンプリング周波数 100 kHz で直接データを取り込めるという点できわめて強力なものである。このシステムは汎用大型計算機とミニコンを結合したいわゆる実時間処理システムと見ることができ、その実現には適切なバッファの設計と制御が重要となるが、開発に当たって採用した種々の実現手法について詳述する。さらに、バッファの関係をネットワークで表現し、クリティカル・パス法 (CPM) における余裕の概念を用いてシステムの限界を解析した結果を実測データと合わせて示す。

1. はじめに

大学や研究所あるいは企業の開発部門において、近年ラボラトリオートメーション (以下 LA と略す) の重要性が増しつつあり¹⁾、その試みや構築が活発に行われている。現在の LA はそのほとんどがミニコンピュータやマイクロコンピュータを中心にして専用のシステムを構成する例が多いが^{2), 3)}、処理するデータの量が膨大になるときや、その処理に多くの計算時間を必要とするときは、大容量ファイルや高速の演算能力をもつ大型計算機を核にしたシステム構成にするほうが望ましいこともある。この場合は LA の設備あるいはシステムを共有することになり、LA の機能を安い経費で使用できる利点も生じる。

このような観点から今回筆者らは、汎用大型計算機を中心にして LA に必要な機能を提供するラボラトリオートメーション支援システム (以下 LA 支援システムという) を開発し^{4), 5)}、すでに東北大学大型計算機センターにおいてサービスに供している。使用している大型計算機は同センターの主システムである ACOS システム 1000 (日本電気製、以下 ACOS 1000 という) である。

LA 支援システムの開発のおもなねらいは、汎用大型計算機による LA の可能性を追求する、共同利用の LA として実用的な機能を実現する、の二つであるが、その目標はほぼ達成されている。LA 支援システムは、アナログ入出力、デジタル入出力、パルス列入力、割込み入力、汎用インタフェース (GP-IB) による入出力など、LA に必要な基本的なプロセス入出力機器はほとんど備えているが、そのなかで最も特徴的なものは、ACOS 1000 のファイルへ直接データを取り込める 100 kHz の高速アナログ入力装置 (A/D 変換器) である。しかもデータの取込みは、ACOS 1000 の運用中に、他のジョブ等ほとんど影響を与えずに行えるようになっている。

本論文では、この 100 kHz の高速アナログ入力に関して、LA 支援システムにおける位置づけ、システムの概要、実現方式およびその評価などに関して述べる。

2. LA 支援システムの概要

LA 支援システムは図 1 に示すように、ACOS 1000、ミニコンピュータ MS 70 (日本電気製、以下 MS 70 という)、プロセス入出力機器および TSS 端末で構成される。プロセス入出力機器を ACOS 1000 に接続するために MS 70 を用いている。これは、ACOS 1000 にプロセス入出力用の標準的なインタフェースがないからであるが、これはどの汎用計算機でも同じ事情である。MS 70 と ACOS 1000 は、オンラインアダプタと呼ばれる装置を介してチャンネルで結合されている。

† A Design and Its Evaluation of a High Speed Analog Input Function in the Laboratory Automation Support System by MASATOSHI MIYAZAKI, SEIJIRO OBATA (Tohoku University Computer Center), HIROSHI HIRANO (Nippon Electric Co., Ltd.) and NORIO SATAKE (Japan Information Processing Development Center).

†† 東北大学大型計算機センター

††† 日本電気(株)

†††† (財)日本情報処理開発協会

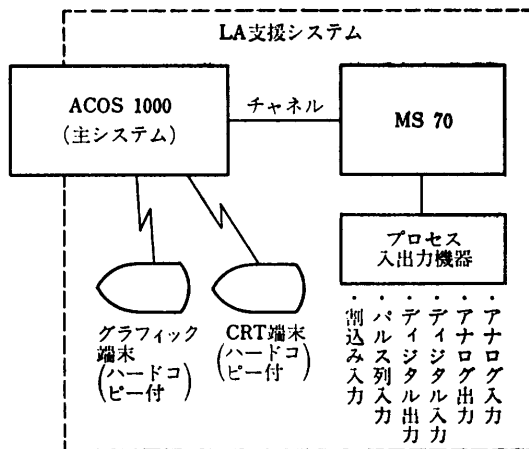


図1 LA支援システムの構成概念図

Fig. 1 Conceptual configuration of laboratory automation support system.

主システム ACOS1000 のオペレーティング・システム (OS) は ACOS-6 であり、利用者は通常この OS のもとで対話形式 (TSS) の利用を行っているので、LA 支援システムもこの延長として使えることが望ましい。そこで設計に当たっては、プロセス入出力機器があたかも ACOS-6 の TSS 端末の付属機器に見えるような利用方式を目標とした。利用者は図1の CRT 端末から、割込み入力を除くすべてのプロセス入出力を利用することができる。このとき、MS70 を意識する必要はまったくない。

LA 支援システムを使用するには、まず図1の CRT 端末で ACOS-6 の TSS にログオンする。つぎに、LA 支援システムを制御するためのサブシステム "LASYSTEM" を、コマンドにより呼び出す。このサブシステムは、FORTRAN サブシステムや EDITOR サブシステムなど同じ位置づけのものである。

LASYSTEM が起動されると、そのあとはすべてメニュー形式で必要なパラメータの入力を要求してくる。たとえば、図2はプロセス入出力を選択するためのメニューである。なお、メニュー番号6と7は、MS70 に GPIB を介して接続されるマイクロコンピュータ (日本電気製 PC 8001) のミニフロッピーとカセットテープに対するファイルの入出力を意味する。

高速アナログ入力を行うには、図2のメニューで番号4を選択する。このあとアナログ入力に必要な種々のパラメータ、すなわちサンプリング周波数 (最高 100 kHz)、チャンネル数 (最大

```

LA DEVICE IDENTIFICATION NAME ?
1. DIGITAL INPUT
2. DIGITAL OUTPUT
3. PULSE TRAIN INPUT
4. ANALOG INPUT
5. ANALOG OUTPUT
6. PC8001 FDD
7. PC8001 CMT
PLEASE KEY IN MENU NUMBER #

```

図2 プロセス入出力選択のためのメニュー

Fig. 2 Menu for selecting process input/output.

16) とそのチャンネル番号、入力電圧の幅、などと同じくメニュー形式で入力する。アナログ入力で取り込まれるデータは、直接 ACOS1000 の通常の利用者ファイルに転送されるので、このためのファイルをあらかじめ確保して、その名前を LASYSTEM に知らせておく (これもサブシステムの誘導に依る形で行う)。

すべてのパラメータの設定が終わったあと、アナログ入力装置のスタートボタンを押すことにより、データの取込みが開始される。取込みが終了するのは、同じくストップボタンを押したときか、あるいは確保した ACOS1000 側のファイルがいっぱいになったときである。図3は終了時のメッセージであるが、(1)は前者、(2)は後者の場合のものである。取り込んだ論理レコード数 (1 論理レコードは 16k 語、1 語=36 ビット) も表示される。ファイルは連続した領域が確保できればいくら大きくなっていてもよい。たとえば、317 M バイトの容量をもつ磁気ディスク全部を使うものとする、100 kHz で連続約 8 分間データを取り込むことができる。

3. 高速アナログ入力の制御方式

3.1 基本条件と必要な機能

LA 支援システムの高速度アナログ入力の設計においては、満たすべき重要な二つの要件がある。一つは 100 kHz で取り込まれるデータを連続して切れ目なく ACOS1000 のファイルへ転送できることである。他は、ACOS1000 の通常の運用中、すなわち多重度が 30 程度のバッチ処理、100 程度のアクティブ TSS 端末の状態、この入力処理を行えることである。

```

(1) * LA SUPPORT SYSTEM NORMAL END ( 15 RECORDS )
(2) * RECEIVE FILE OVERFLOW
    * LA SUPPORT SYSTEM ABNORMAL END ( 7 RECORDS )

```

図3 アナログ入力終了後のメッセージ

Fig. 3 Messages come out after the completion of analog input.

この二つの条件を満たすようなシステムを設計するためには、ACOS-6 側に、CPU のディスパッチ優先処理、ユーザプログラムのメモリ常駐化、入出力優先処理、ユーザプログラムでの同期処理などの機能が備わっており、しかもそれらがユーザのプログラムをつくる上で開放されている必要がある。

幸い ACOS-6 はこのような要求を満足させるための二つの機能を備えている。

(1) クラスAジョブ

ジョブをクラスAに登録して実行すると、最も高いディスパッチ優先度が与えられる。このとき、タイムスライスに関係なく必要ならいつまでもCPUを取りっぱなしにすることができる。また、クラスAのジョブは、メモリ常駐化ができるとともに、入出力優先度も高くなる(キューでの待ちが少なくなる)。

(2) コーテシコール

プログラムからの入出力要求が完了したらただちにその要求元のプログラムにCPUを割り当てる機能がACOS-6にはあり、これをコーテシコール(courtesy call)と呼んでいる。コーテシコールは入出力要求を出すときに指定する。クラスAジョブとコーテシコールの機能により、入出力処理の前後の待ち時間を

ほとんどなくすることができる。

コーテシコールは、入出力の完了割込みをユーザレベルのプログラムが検出できる機能という見方もでき、これにより同期処理が実現できることになる。

3.2 アナログ入力の機器構成と性能

LA 支援システムの高速アナログ入力だけに着目したときの機器構成は図4のようなになる。同図において、アナログ入力装置にはA/D変換器とバッファが含まれている。この装置はプロセス入出力制御部を介してMS70に接続される。プロセス入出力制御部とMS70の間の転送能力は200kバイト/secである。ACOS1000とMS70は前述のようにオンラインアダプタを介してチャンネル結合される。その間の転送速度は400kバイト/sec以上である。最終的にデータが取り込まれるACOS1000の磁気ディスクは、磁気ディスク制御部を介して接続される。この制御部の転送能力は1.2Mバイト/secである。使用した磁気ディスクは317Mバイト/スピンドルのもので、その転送能力は1.2Mバイト/sec、平均シーク時間20msec、平均回転待ち時間8.3msecである。

A/D変換器の一つの標本値は12ビットで表現され、これが2バイトに格納される。したがって、100kHz

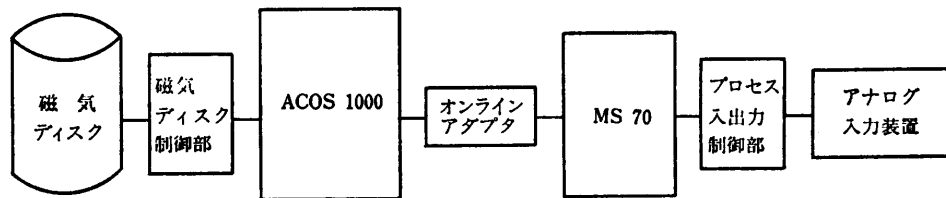


図4 アナログ入力の機器構成
Fig. 4 Configuration of analog input devices.

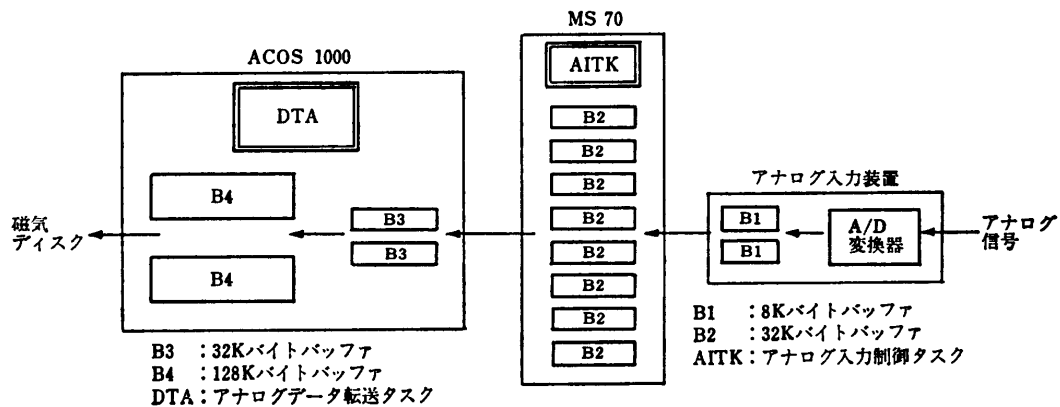


図5 アナログ入力におけるバッファとタスク
Fig. 5 Buffers and tasks in analog input.

で取り込まれるデータは 200 k バイト/sec の量となるが、図 4 の機器構成はこれに必要な転送能力を備えている。なお、ACOS 1000 と MS 70 の処理速度は、公称でそれぞれ 15 MIPS と 1 MIPS である。

3.3 バッファの設定と制御

LA 支援システムの高速度アナログ入力を実現するには適切なバッファ制御が必要である。システムの設計に当たっては、以下に述べる諸々の理由により、図 5 に示すようなバッファを設定した。なお、図中の DTA (アナログデータ転送タスク) と AITK (アナログ入力制御タスク) は、アナログ入力においてそれぞれ ACOS 1000 および MS 70 で動作する専用のタスクである。DTA は前述のクラス A ジョブとして動作し、そのなかでコーテシヨールが使われている。

アナログ入力装置には、8k バイトのバッファ B1 が二つある。A/D 変換器からの出力は、この二つのバッファに入れられるが、片方のバッファがいっぱいになったときの切替えは、ハードウェアで行われる。このバッファは MS 70 側の AITK からの読み込み命令によって、そのときいっぱいになっているほうが転送される。1 標本値は 2 バイトで表現されるから、B1 には 4k 個の標本値が入ることになり、B1 は 40 msec でいっぱいになる。したがって、AITK はつねに 40 msec 以内につきの読み込み命令を出さなければならない。

B1 は AITK の読み込み命令により MS 70 のバッファ B2 に転送される。B2 の容量は 32k バイトであり (標本値 16k 個分)、これを全部で 8 個用意した。B2 には B1 が 4 個分入る。したがって、160 msec ごとに一つの B2 がいっぱいになる。AITK は読み込み命令を繰り返し出して、B2 に B1 を取り込むが、B2 がいっぱいになると入力の完了が通知される。これにより B2 を ACOS 1000 側に送るための契機をつかむことができる。B2 の数は理論的には 2 個で十分である。つまり、データを取込み中のものと、いっぱいになって ACOS 1000 へ転送中のものとのみである。しかし、ACOS 1000 側の負荷の状態によっては、B2 の転送が遅れる可能性があるため、安全をみて 8 個にしてある。なお、B2 のバッファ管理は GET, FREE, QUEUE などによる一般の管理方式を採用している。

B2 がいっぱいになると、AITK は ACOS 1000 に対して転送命令を出す。このときそれ以前に ACOS 1000 側の DTA から MS 70 に対して読み込み命令が出されていないなければならない。この命令が出されてい

ないと、MS 70 側の AITK は待つ形になる。B2 は ACOS 1000 側のバッファ B3 へ転送される。B3 は 2 個あり、大きさは B2 と同じである (標本値 16k 個分)。B2 の転送時間は、実測によると 42 msec である。したがって、この場合のオンラインアダプタの転送能力は約 760 k バイト/sec ということになる。B3 への転送が終わったとき、ACOS 1000 では割込みが発生する。これを契機として、DTA は B3 を同じ ACOS 1000 内のバッファ B4 に転送する。B4 は磁気ディスクへ出力するためのバッファである。

アナログ入力全体の動作時間のなかで、いちばん大きい比率を占めるものは、ディスク入出力時間である。この時間を実効的に短縮するには、データの転送単位をなるべく大きくして、入出力回数を少なくすることが必要である。このため B4 のサイズは、B3 が 2 個入るように設定した。つまり、B4 には 32k 個の標本値が入る。なお、磁気ディスクに格納する際は、あとの処理の都合を考えて、ACOS 1000 の 1 語 (4 バイト、ただしこの場合のバイトは 9 ビット) に一つの標本値を入れるようにした。このため、B4 のサイズは 128k バイトとなっている。この 1 語への変換は、B3 を B4 へ転送する際に行う。この変換と転送の CPU 時間は 8 msec 程度である (実測による)。

磁気ディスクへの書込みは B4 を単位として行う。一つの B4 を書き込むのに要する時間は、実測によると平均約 180 msec である (1000 回の入出力の実測において)。この内訳は機器等の性能より、シーク時間 20 msec, 回転待ち時間 8.3 msec, 転送時間 106.7 msec, および CPU 時間と磁気ディスク制御部での待ち時間などである。なお、実測における最大は 210 msec, 最小値は 150 msec であった。

3.4 バッファ制御のタイムチャート

前節で述べたバッファが、この高速アナログ入力を実現するのに適切なものかどうかは、バッファが使用されるときタイムチャートで確認することができる。図 6 は最も理想的な場合のタイムチャートを示したものであるが、これにはハードウェアで制御されるバッファ B1 は示していない。また、バッファ B2 も最小限必要な 2 個しか示していない。以下図 6 に従って、バッファの時間関係を説明する。

バッファ B2 は、前述の B1 との関係より、いっぱいになるのに 160 msec かかる (①の部分、 $t_1 - t_0$)。これはすぐにバッファ B3 へ転送されるが、この時間は前述のように 42 msec である (②の部分、 $t_2 - t_1$)。一

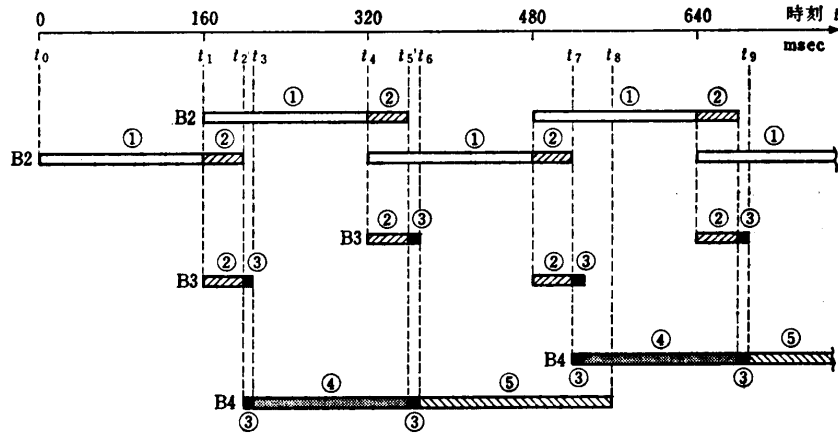


図 6 バッファ管理のタイムチャート
Fig. 6 Time chart of buffer control.

つの B 2 は①と②の時間だけ占有される。B 3 がいっぱいになると、バッファ B 4 へ転送されるが、この時間は約 8 msec である (③の部分、 t_3-t_2)。一つの B 3 は②と③の時間 (t_3-t_1) だけ占有される。B 4 は B 3 が 2 回転送されたときにはじめて磁気ディスクへ出力される。2 回の B 3 の転送の待ち時間が④ (t_5-t_3) の部分である。磁気ディスクへの書き込み時間は⑤の部分 (t_8-t_6) である (平均 180 msec 程度)。B 4 は結局、③、④、③、⑤の間 (t_8-t_2) 占有されることになる。

バッファの転送処理において CPU が必要なのは、まず MS 70 において B 2 の①と②の間 (時刻 t_1 , t_4 など) である。ここで MS 70 は ACOS 1000 に転送命令を出す。MS 70 は LA 支援システム専用動作しており、しかも MS 70 の処理速度が比較的速いので、この転送に要する CPU 時間は無視できるほどわずかである。

つぎに、B 3 と B 4 の操作では ACOS 1000 の CPU が使われる。B 3 に関しては②の以前 (時刻 t_1 , t_4 などの前) に、MS 70 に対する読み込み命令を出しておかなければならない。②が終わった時点 (時刻 t_2 , t_5 など) では、できるだけ早く CPU を割り当ててもらわなければならない。ACOS 1000 は通常の運用を行っているため、負荷の状態によってはその保証が得られない。このため②の読み込み命令に対してコーテシコールの指定を行う。これにより、②と③の間の時間は入出力の後処理程度 (実測によると約 0.27 msec) のものとなる。

B 3 を B 4 に転送する時間③はすべて ACOS 1000 の CPU 時間である。これは前述のように 8 msec であるが、LA 支援システムのプログラムはすべてクラ

ス A ジョブとして実行するように設定してあるので、この時間は CPU を占有する形になっている。B 3 の 2 回の転送が終わった時点 (時刻 t_6) で、磁気ディスクへ入出力要求を出す。これはクラス A ジョブからの要求ということで最優先で処理される。このため、 t_6 の時点から⑤に移る際の待ち時間はほとんどない。⑤が終わった時点 (時刻 t_8) では、クラス A ジョブであることから、最も高いディスパッチ優先度で CPU が割り当てられる。したがって、すぐにつぎの入出力要求を出すこともできる。

コーテシコールは B 3 の②が終わった時点で機能する。つまり、ここでユーザーレベルの割込みに相当するものが発生する。その後の処理は時点によって異なる。たとえば、 t_7 の時点ではバッファ B 4 が空いているのを確認してから③の処理へ移り、これが終了すると CPU を離す。一方、 t_5 の時点ではすぐに③の処理に移る。そして③が終了するとただちに⑤の入出力要求を出し、そのあと CPU を離す。いかえると、コーテシコールによる割込みは、 t_7 では入出力要求の完了によるバッファへの入力終了とその内容の他のバッファへの転送開始の同期をとる働きをする。また、 t_5 ではバッファへの入力終了とその内容の入出力要求の開始の同期をとる働きをする。

⑤の入出力動作に対しても、コーテシコールを指定することは可能であるが、②の終了時ほどつぎの動作との連携の必要性が高くないので、ここでは使用していない。

4. システムの限界に関する考察

前章で述べたような制御方式で、100 kHz のアナロ

グ入力を実現できることが確認された。ここではこのシステムがさらにどの程度高いサンプリング周波数のアナログ入力まで追従できるかというシステムの限界に関する考察を行う。

システムの限界の議論においては、あくまでも定常的な状態を問題にする必要がある。したがって、各バッファの個数は2個で十分である。バッファB2は前述のように8個用意してあるが、これは負荷等の瞬間的な変動に対する救済策である。ある時点でB2が、たとえば7個、8個と使われるようになることがあっても、そのあとできるだけ早くその数を2まで減少させなければならない。そのためにはシステムに“余裕”が必要である。この余裕はまたこのシステムの限界とも関連がある。

図6のタイムチャートはバッファの関係を見るには都合がよいが、時間的な余裕を調べるのには不向きである。そこでこれをネットワークを用いて図7のように表現し、クリティカル・パス法(CPM)⁹⁾によって解析する。この図は図6の時刻 t_0 から t_1 までに対応している。なお、バッファB2の個数は解析を簡単にするため2としてある。

図7の丸はノードで事象を表す。矢印は事象と事象の間の動作(作業)を表す。矢印の中頃に書いてある数字は、その動作に要する時間である(単位は msec)。ノードに二つ以上の矢印が入っているときは、そのすべての動作が完了しないと、そのノードから出ている矢印の動作は開始できない。点線の矢印は動作時間が0のダミーであり、たんに同期をとるためのものである。以下、矢印をノード番号を使って1→2のように

表す。なお、太い矢印と、ノードのそばの数字の意味は後述する。

図の上段のノード(0, 1, 4, 8, 9, 13, 14, 19)と矢印はバッファB2に対応する。そして、中段のノード(2, 5, 11, 16)はB3に、最下段のノード(7, 18)はB4に対応する。いまノード0で入力が始まると、160 msec かけてB2の一つがいっぱいになりノード1に達する。ノード1からは矢印1→4と1→2が出ているが、1→4はB2のもう一方への入力、1→2(42 msec)は最初のB2をB3へ転送することを意味している。1→4も1→2も同時に開始できる。なお、1→2, 4→5, 10→11, 15→16はみな同じ動作である。

矢印1→2が終わると、B3は2→3(8 msec)の動作でB4へ転送される。矢印5→6, 11→12, 16→17もこれと同じ動作である。ノード7では、2→3と5→6の両方が完了するとはじめて、7→18の動作(180 msec)を開始できる。これはB4の磁気ディスクへの書き込みである。

ノード2から出ているダミーの2→8は、動作8→9の開始の同期をとるためのものである。なぜなら、8→9は0→1と同じバッファを使うが(B2を2個と仮定しているので)、それが空くのはノード2の時点だからである。この関係は13→14における5→13, ノード19における11→19でも同じことである(ノード16から出ているダミーも同じ)。同様に、ノード3や6から出ている3→10, 6→15のダミーは、B3が空くのを待ったためのものである(ノード12, 17から出ているダミーも同じ)。なお、B4の空きを制御するためのダミーも本来はあるが(7や18から出る)今回の解析では不要なので省略してある。

ノード18には矢印が三つ入っている。したがって、このノードから出ることになる矢印(つぎの書き込み)は、一つ前の書き込み(7→18)が完了しており、さらに二つのB3がB4へ転送し終わっていないと、動作を始めることができない。このネットワークは、ノード16, 17, 18, 19のつぎにもまだ続くのであるが(入力が続く限り)、

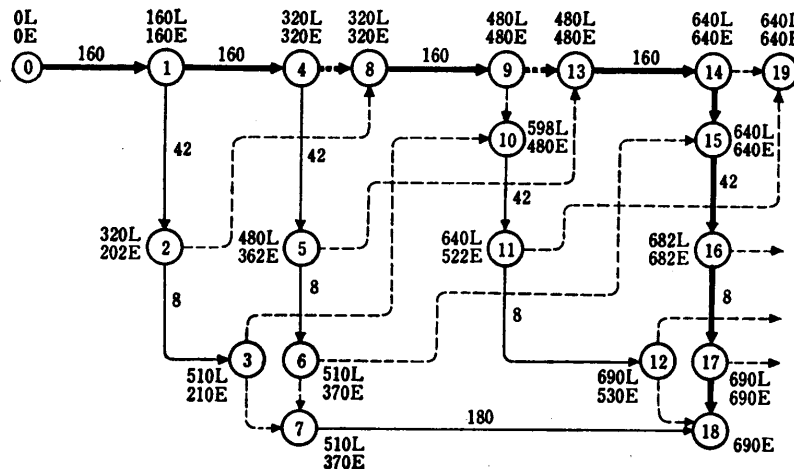


図7 バッファ管理のネットワーク (サンプリング周波数=100 kHz)
Fig. 7 Network model of buffer control (at 100 kHz).

あとは同じことの繰返しであり、評価のための解析にはこれで十分である。

図7において、ノードのそばの数字のうち、Eのついているものは最早到達時刻 (t_E で表す)、Lのついているものは最遅開始時刻 (t_L で表す) である (単位はいずれも msec)。時刻の起点はノード0である。 t_E はそのノードへ最も早く到達できる時刻を意味する。一方、 t_L はそのノードから出ている矢印の動作を最も遅く始めても最終的な到達時刻 (この場合はノード18への) に影響を与えない時刻である。

たとえば、ノード16の t_E は 682 msec であるから、このノードへ到達するには、どんなに早くても 682 msec かかることがわかる。また、たとえばノード11の t_L は 640 msec であるが、これはこのノードへの到達が 640 msec かかっても、あとのノードに影響を与えないことを意味する。 t_L と t_E の差がそのノードにおける余裕である。したがって、ノード11の余裕は 118 msec ということになる。また、ノード2と5にはいずれも 118 msec、ノード7には 140 msec の余裕がある。余裕が0のノードを結んだものがクリティカル・パスと呼ばれるものである。

図6を表現した図7のネットワークでは、クリティカル・パスに条件がある。それは 0→4→9→14 のパスがいつもクリティカル・パスの一部になっていなければならないということである。なぜなら、バッファB2の特性により、このパスに含まれるノードでは余裕はもてないからである。図7では 0→4→9→17→18 がクリティカル・パスであるから、これは条件に合ったものになっている。

いま、矢印 0→1, 1→4, 8→9, 13→14 の所要時間をすべて同じように短縮するものとする。たとえば、125 msec にしたとすると、これはサンプリング周波数を 128 kHz まであげたことを意味する。このとき、ノード2, 5, 7, 11の余裕は当然小さくなる。この余裕を求めるにはつぎのようにすればよい。

矢印 0→1 などの所要時間を x とすると、ノード18における t_E は $4x+50$ である。これから各ノードの余裕 (理論値) を求めると以下のようになる。

ノード	t_E	t_L	余裕 (理論値)
2	$x+42$	$2x(x \geq 69)$	$x-42(x \geq 69)$
		$4x-138(x < 69)$	$3x-180(x < 69)$
5	$2x+42$	$3x(x \geq 138)$	$x-42(x \geq 138)$

	$4x-138(x < 138)$	$2x-180(x < 138)$
7	$2x+50$	$4x-130$
		$2x-180$
11	$3x+42$	$4x$
		$x-42$

この x を変化させたときの各ノードの余裕を示したのが図8の実線である。 x はサンプリング周波数に換算してある。図にはこのネットワークによるバッファ管理の解析の妥当性を調べるために実測したノード2の余裕 (点線) も合わせて示してある。この実測値は、アナログ入力装置は使わず MS70 側で、指定したサンプリング周波数の負荷を発生させるプログラムを動作させ、オンラインアダプタの転送能力の余裕を測定したものである。オンラインアダプタの余裕はノード2の余裕と等価である。なぜなら、ノード2の余裕がなくなると 8→9 の動作が開始できなくなるからである。なお、実測においてサンプリング周波数が 180 kHz を越えたあたりでファイルへの転送が間に合わなくなった。

図8におけるノード2の余裕の理論値と実測値は比較的近い値となっている。このことはネットワークの妥当性を裏づけるものである。ノード5および7の余裕の理論値は、サンプリング周波数が高くなるにつれて減少し、サンプリング周波数が 177.8 kHz ($x=90$)

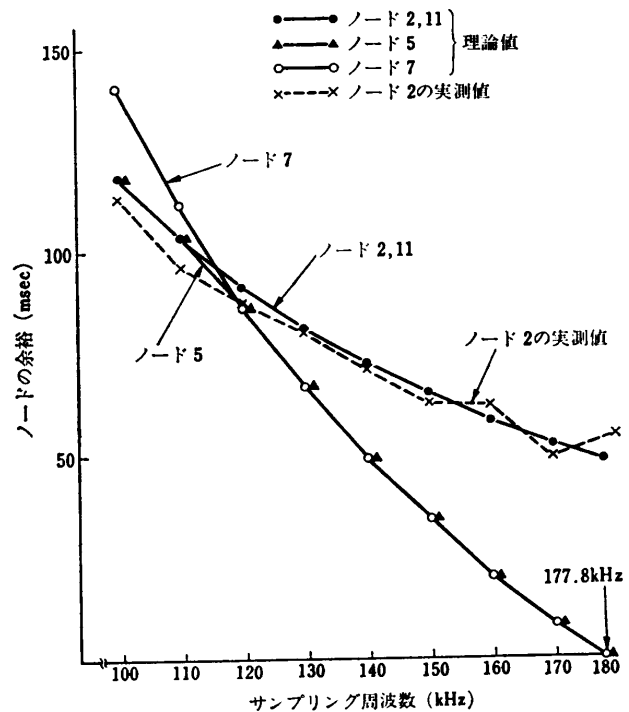


図8 ノードの余裕
Fig. 8 Margin of nodes.

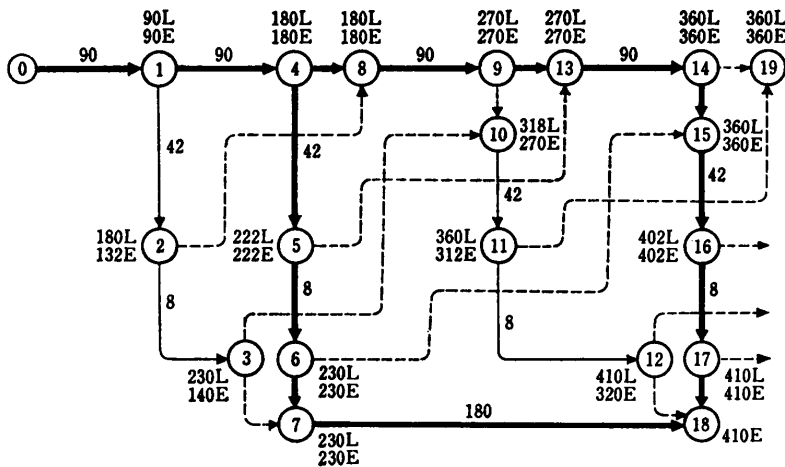


図9 バッファ管理のネットワーク (サンプリング周波数=177.8 kHz)
Fig. 9 Network model of buffer control (at 177.8 kHz).

になると、0になる。このときのネットワークの様子を示すと図9のようになり、クリティカル・パスが二つ存在するようになる。サンプリング周波数をこれよりあげると (α をさらに小さくすると)、クリティカル・パスは0→4→7→18の一つだけになり、4→9→14がクリティカル・パスの一部でなくなってしまい、前述の条件を満たさなくなる。したがって、このシステムにおけるサンプリング周波数の理論値の上限は177.8 kHzということになる。この値は、実測でファイルへの転送が不可能になった180 kHzを越えたところの値とほぼ一致する。

5. むすび

すでに開発を終了しサービスに供しているLA支援システムの種々の機能のうち最も特徴的な高速アナログ入力について、システムの概要、実現方式、システムの限界に関する評価などについて述べた。この高速アナログ入力は、汎用の大型計算機の磁気ディスクへ、バッチ処理やTSSのサービス中に、サンプリング周波数100 kHzのA/D変換器により直接しかも連続してアナログ信号を取り込める能力をもっている。この機能の実現には、時間的要因を十分考慮したバッファの設計とその制御方式が重要な決め手になる

が、これらについてタイムチャートなどを用いて詳述した。

さらに、サンプリング周波数の上限を予測するために、バッファの関係をネットワークで表現し、CPMにおける余裕の概念を用いてシステムの解析を行った。この種のバッファ問題をネットワークのCPMで解析することの妥当性を、実測データとの比較により示した。サンプリング周波数の理論的な上限は177.8 kHzであるが、これは実測値ともほぼ一致することを確認した。

謝辞 最後に本システムの設計と開発に協力いただいた東北大学大型計算機センターの松沢茂氏、日本電気の光森可明氏、日本情報処理開発協会の金田喜代史氏はじめとする関係者の方々に感謝する。

参考文献

- 1) 釜：ラボラトリオートメーションの現状と趨勢，情報処理，Vol. 19, No. 2, pp.165-172 (1978).
- 2) 矢川，班目，相澤：スーパーミニコンを中心としたラボラトリ・オートメーション・システム，ビジネス・コミュニケーション，Vol. 16, No. 8, pp.95-100 (1979).
- 3) 望月：大型ミニコンによるラボラトリオートメーションシステム，情報処理，Vol. 22, No. 7, pp.632-638 (1981).
- 4) 宮崎，小畑，松沢，三田，平野，佐竹，金田：ラボラトリオートメーション支援システムの機能と利用方式，昭和57年度電気関係学会東北支部連合大会予稿集 (1982).
- 5) 宮崎，小畑，松沢，三田，平野，佐竹，金田：汎用大形機によるアナログ入力の制御方式，情報処理学会第25回全国大会予稿集 (1982).
- 6) 五百井：PERT, CPM, RAMPS ネットワークプランニング，日刊工業新聞社，東京 (1964).

(昭和58年12月19日受付)

(昭和59年6月19日採録)