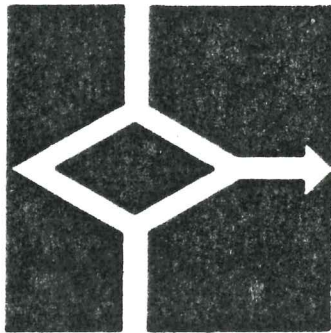


IST. EL. INF.
BIBLIOTECA

Posiz. *ARCIUO*

CP-45

1961



CONGRESSO ANNUALE
ANNUAL CONFERENCE

A.I.C.A.

ASSOCIAZIONE
ITALIANA
PER IL CALCOLO
AUTOMATICO

1981

PAVIA 23-25 Settembre 1981

atti
ESTRATTO



E. Bertino(*), C. Carlesi(**), C. Petacchi(***), C. Thanos(**)

(*) Titolare di una Borsa di Studio della MAEL COMPUTER S.p.A.

(**) Istituto di Elaborazione della Informazione - Via S. Maria 46 - Pisa

(***)CNUCE - Via S. Maria 36 - PISA

In this paper, a Concurrency Control algorithm derived from the two-phase locking is evaluated and compared with respect to various application classes.

1. INTRODUZIONE

I meccanismi di controllo della concorrenza (CC) sono una componente essenziale di un sistema di gestione di basi di dati distribuite (SGBDD).

Sono stati quindi oggetto di particolare attenzione da parte dei ricercatori e numerose sono state le proposte di algoritmi di sincronizzazione. Quello che attualmente manca è una attenta valutazione dell'impatto che questi algoritmi hanno sul funzionamento di un SGBDD. I pochi studi finora svolti in questa direzione ci sembrano incompleti sia perché si limitano a valutare i meccanismi di CC isolandoli dal SGBDD all'interno del quale devono funzionare e sul cui funzionamento hanno un notevole impatto, sia per le ipotesi semplificative fatte (completa ridondanza, soltanto attività di aggiornamento, conflitto agli accessi praticamente inesistente) /1,2,3,4/ sia infine perché non tengono conto del contesto applicativo e cioè delle caratteristiche delle transazioni (profilo delle applicazioni). Quest'ultima, in particolare, ci sembra una mancanza notevole in quanto siamo convinti che non esiste un meccanismo di CC che possa funzionare bene per tutti i contesti applicativi ma che i vari algoritmi possano avere un funzionamento soddisfacente per specifici contesti applicativi. E' quindi necessario, a nostro avviso, indagare sul comportamento e l'impatto dei vari meccanismi di CC sul funzionamento di un SGBDD per specifiche classi di applicazioni. I risultati di tale indagine potrebbero fornire utili indicazioni al progettista di un SGBDD in modo da permettergli di scegliere l'algoritmo più adatto considerando le classi di applicazioni per le quali il sistema progettato è principalmente diretto.

In questo lavoro viene presentata la valutazione di un algoritmo di CC, il "Two Phase Locking" (2PL) nella versione decentralizzata rispetto a varie classi di applicazioni.

La valutazione è stata effettuata mediante la tecnica di simulazione su un elaboratore IBM 370/165 e utilizzando il linguaggio SIMULA.

2. ARCHITETTURA DEL SISTEMA DI GESTIONE DI BASI DI DATI DISTRIBUITE (SGBDD)

In questo lavoro un sistema di gestione di basi di dati distribuite (SGBDD) è considerato essere una collezione di nodi connessi da una rete. Ogni nodo è costituito da un elaboratore su cui operano uno o entrambi i seguenti moduli: Gestore delle Transazioni, G.T. e Gestore dei Dati, G.D. Una rete è un sistema di comunicazione di tipo nodo-a-nodo. I nodi comunicano spedendo dei messaggi attraverso la rete. Si assume che la rete sia perfettamente affidabile e cioè se un nodo A spedisce un messaggio al nodo B, è garantito che il nodo B riceverà il messaggio senza errore ed inoltre fra un paio di nodi la rete consegna i messaggi nell'ordine in cui tali messaggi sono stati spediti.

L'architettura del modello di sistema considerato in questo lavoro è indicato in fig. 1 ed è simile a quella del SDD-1 /5/.

Esistono quattro componenti: Transazioni, Gestori di Transazioni, Gestori di Dati e Dati.

Il Gestore delle Transazioni, GT, ha il compito di coordinare l'esecuzione delle Transazioni; il Gestore dei Dati, GD, ha il compito di gestire la base di dati locale. Dal punto di vista della singola transazione il sistema consiste di un singolo GT e di più GD, vedi Fig. 2.

Da notare che i GT non comunicano fra loro come pure non comunicano fra loro i GD.

Le basi di dati sono grandi collezioni di dati logicamente correlati fra loro. Per gli scopi del presente lavoro possiamo considerare una base di dati essere una collezione di dati logici chiamati X, Y, Z....

La granularità dei dati non viene specificata. Ciascun dato logico può essere memorizzato a qualsiasi GD o in modo ridondante a più GD.

Le transazioni agli effetti degli algoritmi di controllo della concorrenza, sono delle sequenze di operazioni di lettura e scrittura. Gli argomenti di queste operazioni sono i dati logici ed è responsabilità del SGBDD scegliere una copia memorizzata per ciascun dato logico per le operazioni

di lettura e di aggiornare tutte le copie memorizzate di ciascun dato logico per le operazioni di scrittura. L'insieme dei dati logici letti da una transazione costituisce il suo "read-set" logico, mentre l'insieme dei dati logici scritti costituisce il suo "write-set" logico. Analogamente si definiscono i "read-set" e "write-set" memorizzati. Infine, si dice che due transazioni sono in conflitto se il "read-set" o il "write-set" memorizzato dell'una interseca il "write-set" dell'altra.

3. ALGORITMO DI CONTROLLO DELLA CONCORRENZA "TWO PHASE LOCKING" (2PL)

L'algoritmo valutato in questo lavoro è quello basato sulla tecnica di "Two Phase Locking" /6/. La tecnica di 2PL sincronizza operazioni di lettura e scrittura prevenendo esplicitamente i conflitti fra operazioni concorrenti. Una transazione, T, prima di leggere un dato, X, deve possedere un "lock-di-lettura" o "lock" condivisibile su X; la transazione, T, prima di poter scrivere in X deve possedere un "lock-di-scrittura" o "lock" esclusivo, su X. Il possesso dei "lock" è governato da due leggi:

- a) Transazioni differenti non possono simultaneamente possedere "lock" in conflitto;
- b) Una transazione, una volta rilasciato un "lock", non può più ottenere "lock" addizionali.

La seconda delle due leggi impone che ciascuna transazione ottenga i "lock" in due fasi. Durante la prima fase, la transazione ottiene i suoi "lock" senza rilasciarne alcuno; rilasciando un "lock" la transazione entra nella seconda fase durante la quale rilascia pian piano tutti i "lock" senza poter ottenere "lock" addizionali. E' stato dimostrato che 2PL è una tecnica di sincronizzazione corretta, se le transazioni sono "well-formed" cioè se non richiedono più di un "lock" sullo stesso dato ed alla fine rilasciano tutti i "lock" posseduti.

In questo lavoro viene valutato l'impatto sul funzionamento di un SGBDD di una versione della tecnica 2PL chiamata versione di base /6/. Una implementazione della tecnica 2PL richiede la costruzione di un gestore 2PL cioè di un modulo software che riceve operazioni di tipo "lock-request" e "lock-release" e le esegue in accordo con le specifiche 2PL. Nella implementazione di base il gestore 2PL viene distribuito insieme con la base di dati. Supponiamo che un dato logico, X, sia replicato ad m nodi. Una transazione può leggere una copia qualsiasi di X, avendo ottenuto un "lock" condivisibile della sola copia che si appresta a leggere; se una transazione vuole aggiornare X, prima deve ottenere i "lock" esclusivi di tutte le copie di X.

L'implementazione di una tecnica di controllo della concorrenza di tipo 2PL può obbligare le tran-

sazioni ad attendere il rilascio dei dati correntemente bloccati. Se questa attività di attesa non è controllata esiste la possibilità di situazioni di stallo ("deadlock"). Conseguentemente associato con un algoritmo di controllo della concorrenza di tipo 2PL ci deve essere un algoritmo per la risoluzione dei "deadlock".

4. MODELLO DI ESECUZIONE DELLE TRANSAZIONI

Sia T una transazione; l'esecuzione di T da parte del SGBDD avviene secondo la seguente modalità:

- a) Si iniziano da parte del GT le operazioni di lettura per la copia memorizzata prescelta di ogni dato logico ai vari GD. La richiesta di "lock" è implicita nella operazione di lettura. Ogni GD esamina se tale richiesta può essere soddisfatta ed in caso affermativo (la copia memorizzata non è bloccata in modo esclusivo da nessun'altra transazione) invia un messaggio di risposta al GT. Se invece la copia memorizzata risulta bloccata allora la richiesta viene messa in una coda di attesa.
- b) Le operazioni di scrittura avvengono in due fasi secondo la tecnica di "Two Phase Commit". Durante la prima fase, i nuovi valori dei dati da aggiornare vengono memorizzati in una area protetta e interna al corrispondente GD. La richiesta di "lock" per tutte le copie memorizzate dei dati da aggiornare è implicita nella operazione di scrittura.
- c) Terminata la prima fase dell'operazione di scrittura, il GT esegue le seguenti operazioni:
 - chiede ai GD di rilasciare i "lock" condivisi;
 - inizia la seconda fase del "Two Phase Commit" richiedendo ai GD il trasferimento dei dati dall'area protetta alla base di dati; implicito in questa richiesta è il rilascio di tutti i "lock" esclusivi.

Nella esecuzione con predichiarazione, tutti i "lock" vengono richiesti prima dell'inizio dell'esecuzione della transazione. Il rilascio, invece, avviene con la modalità vista precedentemente. Nelle figure 3 e 4 sono indicati i modelli utilizzati per rappresentare il Gestore di Transazioni e il Gestore dei Dati rispettivamente.

5. PARAMETRI DEL MODELLO

I parametri del modello descrivono una particolare materializzazione del nostro modello. Per ottenere risultati utili è importante selezionare un numero significativo di parametri. I parametri considerati in questo lavoro si possono dividere in tre categorie: parametri del meccanismo di controllo della concorrenza, parametri delle applicazioni e parametri di rete.

5.1. Parametri del meccanismo di CC

- Modo di acquisizione dei "lock". Sono stati considerati due modi di acquisizione dei "lock":

- acquisizione dei "lock" di volta in volta durante l'esecuzione di una transazione. Il loro rilascio avviene in modo da soddisfare la legge b) della tecnica 2PL;
- predichiarazione dei "lock", cioè i "lock" vengono richiesti prima dell'inizio della esecuzione della transazione; anche in questo caso il rilascio dei "lock" avviene in modo da soddisfare la legge b) della tecnica 2PL.
- Risoluzione del "deadlock". Sono state considerate due tecniche per risolvere le condizioni di stallo:
 - tecnica del "time-out". Una transazione viene interrotta dal GT se l'attesa per un "lock" supera un intervallo di tempo;
 - preordinamento e predichiarazione dei "lock". L'acquisizione dei "lock" avviene in modo seriale secondo un ordine prestabilito, la serializzazione delle richieste implica che se una transazione non ottiene un "lock" non può richiedere il successivo. Tale tecnica evita condizioni di "deadlock".

5.2. Parametri dell'applicazione

- Tipo della Transazione. Agli effetti di questo lavoro le transazioni sono state classificate in:
 - transazioni di tipo "retrieval";
 - transazioni di tipo "update".

Una transazione $T_i(RS_i, WS_i)$ è di tipo "retrieval" se:

$$WS_i = \emptyset$$

è di tipo "update" se

$$WS_i \neq \emptyset$$

dove

RS_i, WS_i sono i "read-set" e "write-set" rispettivamente della transazione.

- Grado di Interferenza. Le transazioni si dividono in classi. Il RS e WS di una transazione è contenuto nel RS e WS rispettivamente della classe a cui appartiene /6/. Due transazioni sono in conflitto se le loro classi sono in conflitto. Due classi di transazioni, C_i e C_j , sono in conflitto fra loro se il RS_i o il WS_j della C_i interseca il WS_j della C_j . Chiamiamo "data-set" DS_i di una classe di transazioni, C_i , l'unione dei suoi RS_i e WS_i :

$$DS_i = RS_i \cup WS_i$$

Definiamo grado di interferenza, INT fra due classi di transazione, C_i e C_j , la cardinalità della intersezione:

$$\text{card}(DS_i \cap DS_j)$$

Ovviamente due classi non sono in conflitto se

$$\text{card}(DS_i \cap DS_j) = \emptyset$$

Per il nostro lavoro abbiamo considerato classi senza conflitti, con grado di interferenza basso e con grado di interferenza alto.

- Località. Per località di una transazione T_i si intende il rapporto

$$l_i = S_a / S_c$$

dove S_a indica il numero dei nodi accessi da T_i e

S_c indica il numero dei nodi della rete.

Nel nostro studio abbiamo considerato le transazioni divise in transazioni a località bassa e località alta.

- Ridondanza dei dati. Per grado di ridondanza dei dati si intende il numero delle copie primarie esistente per ogni dato. Per copie primarie si intendono quelle copie che risultano allineate alla fine dell'esecuzione di una transazione.

Per il nostro lavoro abbiamo considerato tre valori per il grado di ridondanza dei dati e cioè completa duplicazione (numero delle copie uguale al numero dei nodi), una singola copia (ogni dato esiste in un unico nodo) e una duplicazione parziale dove il numero delle copie viene calcolato secondo la formula di Casey /7/:

$$\frac{\mu_i}{r_i} \geq \frac{1}{r_i - 1}$$

dove: r_i indica l'attività di "retrieval";

μ_i indica l'attività di "update";

r_i indica il numero delle copie.

- Tempo di interarrivo medio delle transazioni Ar. Il tempo di interarrivo delle transazioni si considera esponenzialmente distribuito con media Ar (cioè il processo degli arrivi è un processo Poissoniano).

- Numero dei dati M. Questo parametro indica il numero totale dei dati nella base di dati.

- "Data set" medio Bs. Il numero dei dati riferiti da una transazione è esponenzialmente distribuito con media Bs.

5.3. Parametri di rete

- Numero di nodi N. Il numero dei nodi nella rete è N.

- Tipo di comunicazione. Si considera una comunicazione di tipo nodo-a-nodo.

- Tempo di Trasmissione di Rete T. Si assume che il tempo richiesto da un messaggio per essere trasmesso da un nodo a un qualsiasi altro nodo sia costante T. Questa ipotesi può essere accettabile se il traffico di rete è basso oppure se il

traffico di messaggi dovuto al SGBDD è una piccola frazione del traffico totale di rete.

6. RISULTATI

Utilizzando il modello già descritto, abbiamo realizzato un simulatore per misurare la prestazione dell'algoritmo di controllo della concorrenza. I dati statistici raccolti dal simulatore riguardano il tempo di risposta medio, il numero medio delle transazioni interrotte.

Il tempo di risposta di una transazione è definito come la differenza fra il tempo di fine transazione ed il tempo di arrivo della transazione al nodo di origine. Per tempo di fine transazione si intende quando il nodo di origine ha finito il lavoro riguardante la transazione. Le figure 5 - 12 presentano alcuni dei risultati ottenuti con il simulatore. I valori scelti per i parametri sono quelli tipici di una base di dati distribuita realizzata con la tecnologia corrente.

La fig. 5 mostra la relazione fra tempo di risposta medio R e gradi di interferenza INT per transazioni di "update". I diagrammi a linea continua si riferiscono al modo di acquisire i "lock" di volta in volta durante l'esecuzione di una transazione mentre i diagrammi a linea tratteggiata si riferiscono al modo di acquisire i "lock" tramite predichiarazione e preordinamento dei "lock". Si può notare che nel primo caso, il tempo di risposta varia, al variare del grado di interferenza delle transazioni, per una duplicazione completa dei dati in modo sensibile mentre per una singola copia molto poco; nel secondo caso il tempo di risposta varia al variare del grado di interferenza, molto poco sia che si tratti di duplicazione completa che di singola copia. C'è da osservare però che il tempo di risposta nel caso di predichiarazione assume valori più alti rispetto al caso di acquisizione dei "lock" a tempo di esecuzione della transazione, in particolare per la duplicazione completa il tempo di risposta è sensibilmente più alto. Si deve quindi dedurre che nel caso le transazioni siano di tipo "update" ed è richiesta una completa ridondanza dei dati l'algoritmo esaminato nella versione di acquisizione dei "lock" con predichiarazione è del tutto inefficiente. La fig. 6 mostra la relazione fra tempo di risposta medio e grado di interferenza per transazioni al 50% di tipo "retrieval" e al 50% di tipo "update". Si può notare che nel caso di predichiarazione l'andamento dei diagrammi è simile all'andamento dei corrispondenti diagrammi della figura precedente con la notevole differenza che il valore assunto dal tempo di risposta per la duplicazione completa è sensibilmente più basso. Per quanto riguarda il caso di acquisizione dei "lock" a tempo di esecuzione delle transazioni si vede che per transazioni che non interferiscono fra loro il tempo di risposta per duplicazione completa è più basso sia rispetto a singola copia che a duplicazione

parziale, all'aumentare però, del grado di interferenza aumenta il tempo di risposta per duplicazione completa in modo più rapido rispetto a singola copia e a duplicazione parziale. Inoltre si può notare che l'intervallo dei valori del tempo di risposta per il caso di acquisizione dei "lock" con predichiarazione è ben distinto e spostato verso l'alto rispetto all'intervallo dei valori del tempo di risposta nel caso di acquisizione dei "lock" a tempo di esecuzione delle transazioni. Quindi se le transazioni sono al 50% di tipo "retrieval" e al 50% di tipo "update" l'algoritmo esaminato, nella versione di acquisizione dei "lock" con predichiarazione e per qualsiasi tipo di ridondanza dei dati (duplicazione completa, duplicazione parziale, copia singola) risulta inefficiente.

La figura 7 mostra la relazione fra tempo di risposta medio e grado di interferenza per transazioni al 80% di tipo "retrieval" e al 20% di tipo "update". La principale caratteristica dei diagrammi contenuti nella fig. 7 è quella di un tempo di risposta che varia molto poco al variare del grado di interferenza delle transazioni, in particolare nel caso di acquisizione dei "lock" a tempo di esecuzione delle transazioni il tempo di risposta rimane praticamente invariato all'aumentare del grado di interferenza. Un'altra cosa da notare è che nel caso d'acquisizione dei "lock" con predichiarazione i valori dei tempi di risposta per duplicazione completa e per singola copia sono molto vicini e all'aumentare del grado di interferenza tendono ad eguagliarsi. Quindi anche nel caso di transazioni al 80% di tipo "retrieval" e al 20% di tipo "update" l'algoritmo esaminato, nella versione di acquisizione dei "lock" con predichiarazione, risulta inefficiente anche se in misura inferiore rispetto ai casi illustrati nelle fig. 5 e 6. La fig. 8 mostra la relazione fra tempo di risposta medio e grado di interferenza per transazione al 20% di tipo "retrieval" e al 80% di tipo "update". L'andamento dei diagrammi illustrati in questa figura risulta simile all'andamento dei diagrammi contenuti nella fig. 5. L'unica differenza è che i valori dei tempi di risposta nei diagrammi della fig. 6 risultano inferiori dei valori assunti dai tempi di risposta nei diagrammi della fig. 5, inoltre nella fig. 8 il diagramma relativo all'acquisizione dei "lock" con predichiarazione e per singola copia non incontra mai il diagramma relativo all'acquisizione dei "lock" a tempo di esecuzione e per duplicazione completa.

Le fig. 9-12 mostrano la relazione fra numero medio di transazioni interrotte e grado di interferenza delle transazioni. Ovviamente i diagrammi si riferiscono al solo caso di transazioni che acquisiscono i loro "lock" a tempo di esecuzione in quanto nel caso di acquisizione dei "lock" con predichiarazione le situazioni di "deadlock" vengono evitate.

La fig. 9 mette in evidenza il fatto che, se le transazioni sono di tipo "update", il numero delle transazioni interrotte, nel caso di completa duplicazione dei dati, aumenta assai rapidamente al crescere del grado di interferenza. Nel caso di singola copia, invece, il numero di transazioni interrotte è inferiore ed il suo aumento al crescere del grado di interferenza è molto meno rapido che nel caso precedente. Si deve quindi dedurre che per transazioni di tipo "update" con acquisizione dei "lock" a tempo di esecuzione e per duplicazione completa dei dati l'algoritmo valutato non è efficiente.

La fig. 10 mostra la relazione fra numero medio di transazioni interrotte e grado di interferenza nel caso di transazioni al 50% di tipo "retrieval" e al 50% di tipo "update". Si può notare che il numero delle transazioni interrotte nel caso di duplicazione completa dei dati è molto piccolo e varia poco al variare del grado di interferenza; nel caso di singola copia il numero delle transazioni interrotte è praticamente zero. L'andamento del diagramma della fig. 11, per transazioni al 80% di tipo "retrieval" e al 20% di tipo "update", come si vede, è abbastanza simile a quello del diagramma della fig. 10 con una variazione del numero delle transazioni interrotte al variare del grado di interferenza ancora più lenta. In questo caso si può dire che il numero delle transazioni interrotte è insignificante.

Infine la fig. 12 per transazioni al 20% di tipo "retrieval" e al 80% di tipo "update", mette in evidenza una variazione del numero delle transazioni interrotte al variare del grado di interferenza più pronunciata che nei diagrammi delle fig. 10 e 11. Da notare ancora che, anche in questo caso, il numero delle transazioni interrotte è pressoché nullo per singola copia dei dati.

7. CONSIDERAZIONI CONCLUSIVE

Come già detto l'obiettivo di questo lavoro è quello di fornire utili indicazioni al progettista di un SGBDD. Infatti il progettista, una volta definite le specifiche funzionali del contesto applicativo e basandosi su un'analisi quantitativa dell'impatto dei vari meccanismi di controllo della concorrenza sul funzionamento di un SGBDD, deve poter basare la scelta di un algoritmo su basi oggettive. I risultati ottenuti dal nostro studio evidenziano alcune interessanti caratteristiche dell'algoritmo preso in esame. In particolare, per contesti applicativi prevalentemente di tipo "update", si può notare che l'algoritmo nella versione di acquisizione dei "lock" con predichiarazione e per duplicazione completa dei dati risulta del tutto inefficiente in termini di tempo di risposta, per contesti applicativi prevalentemente di tipo "retrieval" la stessa versione di algoritmo risulta inefficiente ma in misura notevolmente inferiore che nel caso prece-

dente. L'algoritmo nella versione di acquisizione dei "lock" con predichiarazione e per singola copia presenta tempi di risposta superiori al caso di acquisizione dei "lock" a tempo di esecuzione delle transazioni, bisogna però tener conto del fatto che tale versione elimina completamente le situazioni di "deadlock". In definitiva si può dire che l'algoritmo nella versione di acquisizione dei "lock" a tempo di esecuzione e per singola copia è quello globalmente più efficiente, tenendo conto sia del tempo di risposta che del numero delle transazioni interrotte.

Il lavoro presentato in questo articolo fa parte di uno studio più ampio tendente come già detto a fornire indicazioni di tipo quantitativo per quanto riguarda le prestazioni e l'impatto dei meccanismi di controllo della concorrenza sul funzionamento di un SGBDD. Attualmente è in fase di valutazione l'algoritmo "Two Phase Locking" nella versione centralizzata. E' prevista anche la valutazione di algoritmi basati su tecniche di tipo "time-stamping". Si vuole, con questo studio, valutare i principali algoritmi di controllo della concorrenza e confrontare i risultati ottenuti sulle loro prestazioni in modo da avere un'idea più chiara sull'impatto di tali meccanismi sul funzionamento di un SGBDD.

8. BIBLIOGRAFIA

- /1/ Garcia-Molina, M., "Performance Comparison of two update algorithms for distributed databases" Proc. of the third Berkeley Conference on Distributed Data Management and Computer Networks Aug. 1978.
- /2/ Ries, D.R., "The effects of Concurrency Control in the Performance of a Distributed Management System" Proc. of the fourth Berkeley Conference on Distributed Data Management and Computer Networks, Aug. 1978.
- /3/ Lin, W.K., "Performance Evaluation of two Concurrency Control Mechanisms in a Distributed Database System" Accettato per la SIGMOD Conference 1981.
- /4/ Badal, D.Z., "The Analysis of the Effects of Concurrency Control on Distributed Database System Performance" Proc. of the VLDB Conference, Montreal Oct. 1980.
- /5/ Rothnie, J.B., et al. "SDD-1: A System for Distributed Databases" ACM TODS. Vol. 5, N°1, March 1980.
- /6/ Bernstein P.A., Goodman, N., "Fundamental Algorithms for Concurrency Control in Distributed Database Systems". Technical Report CCA-80-05, Feb. 15, 1980.
- /7/ Casey, R.G., "Allocation of copies of a file in an information network" Proc. AFIPS 1972 SJCC, Vol. 40.

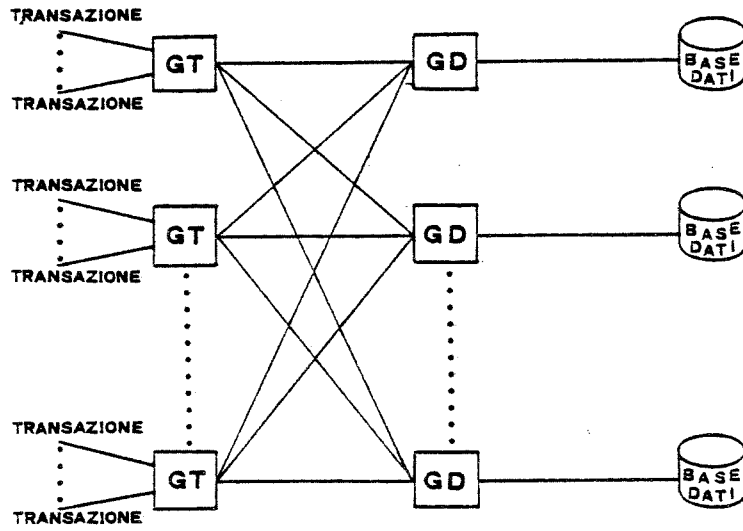


FIG. 1

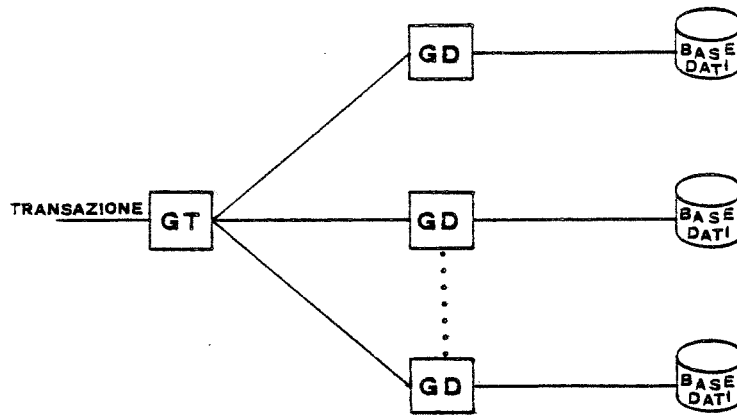


FIG. 2

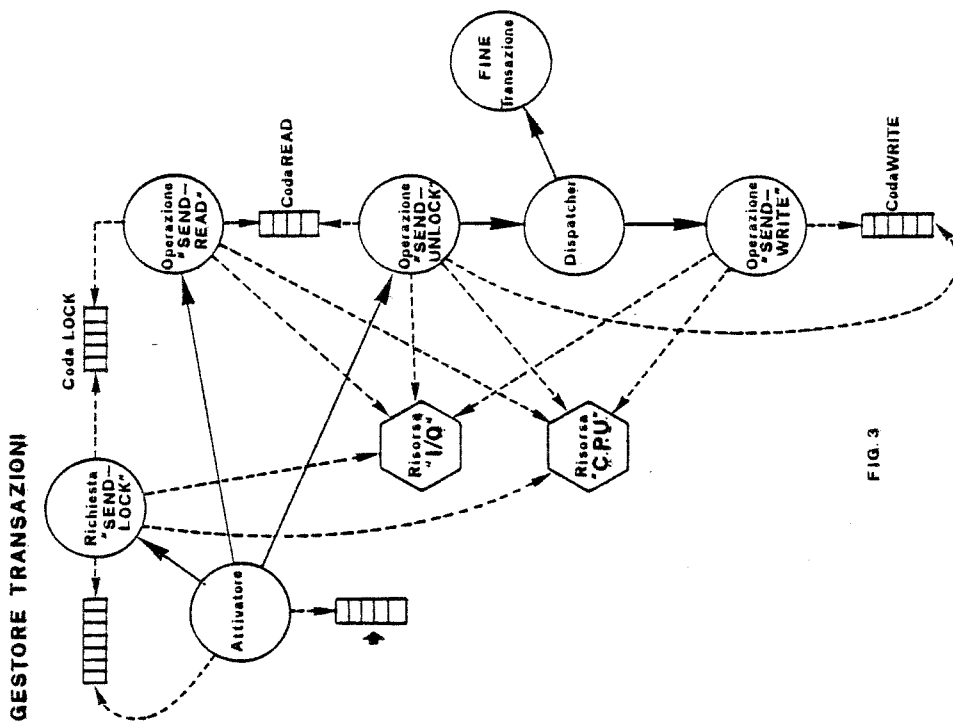


FIG. 3

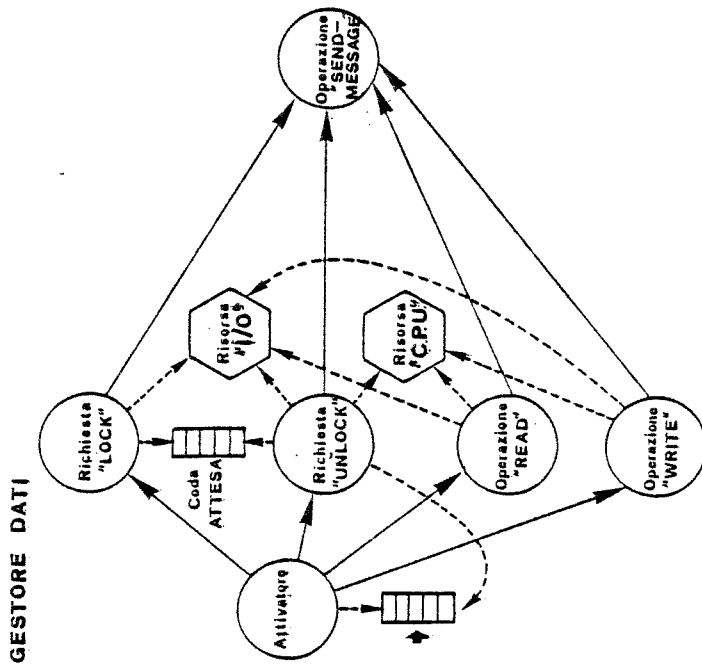


FIG. 4

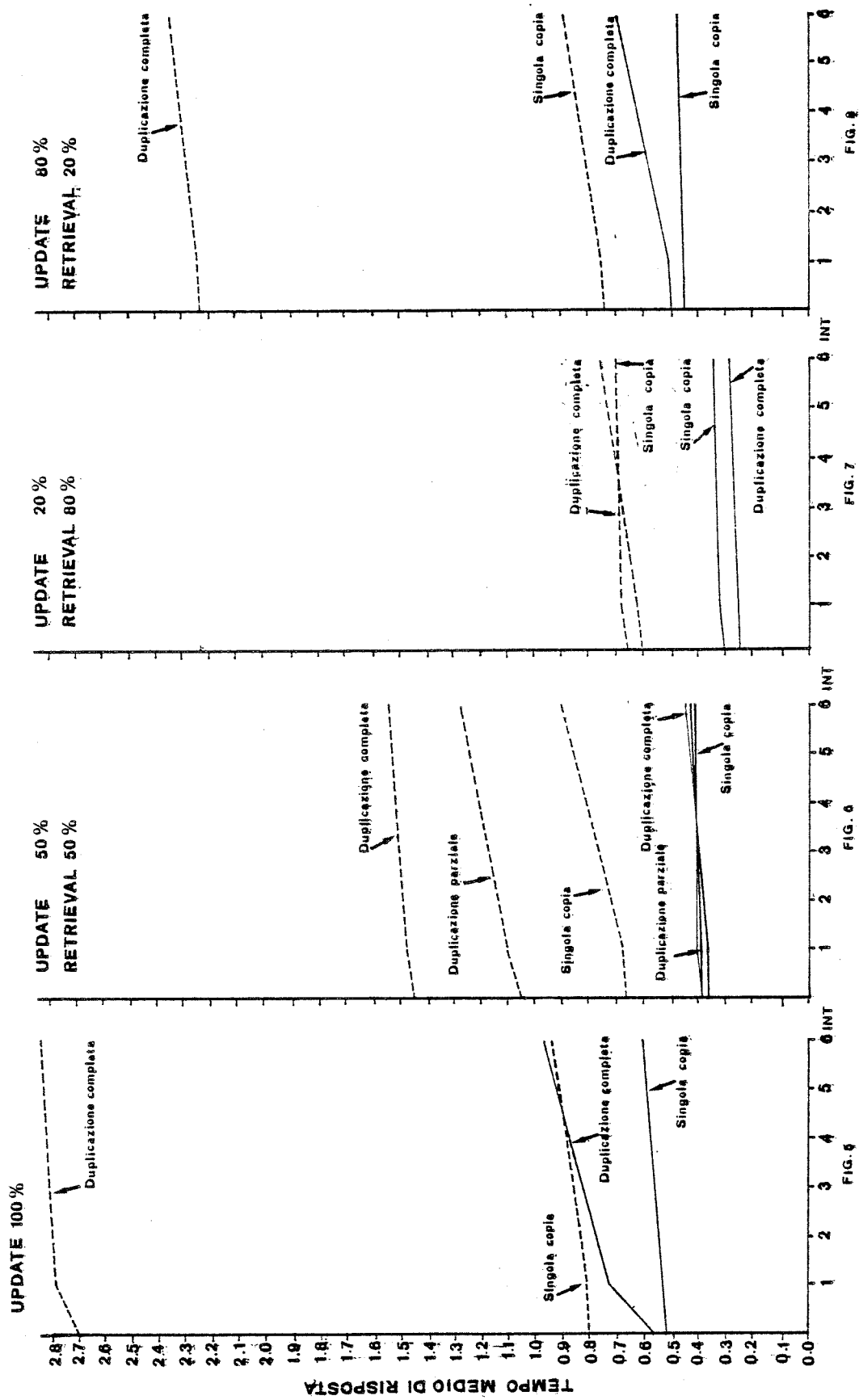


FIG. 6

FIG. 7

FIG. 8

FIG. 9

Ar-10 M-1000 Bp-5 N-3 T-0.1

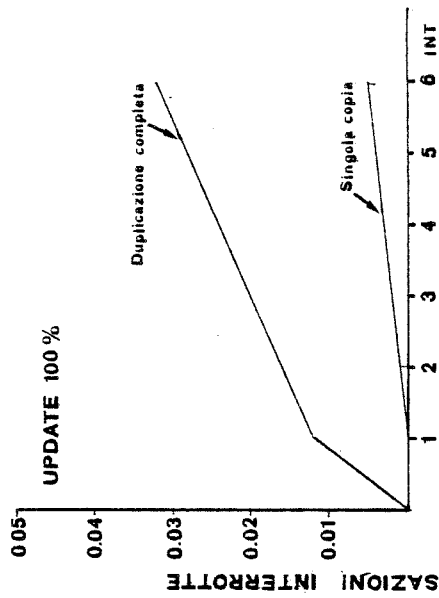


FIG. 9

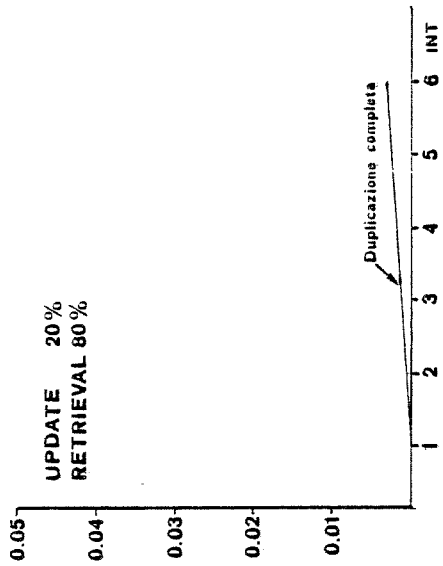


FIG. 11

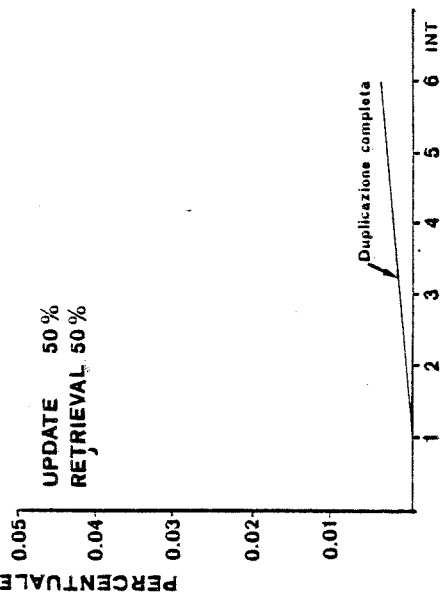


FIG. 10

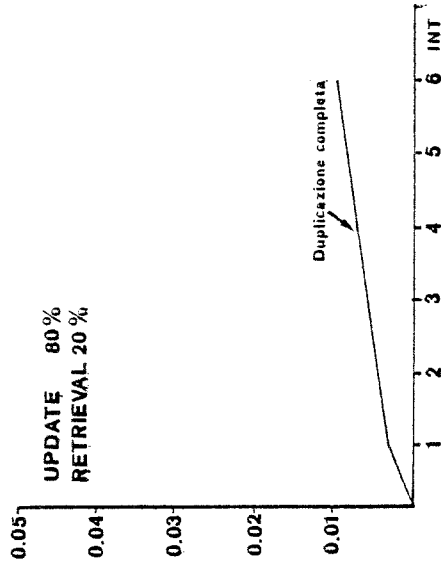


FIG. 12