Universitatea Politehnică Bucureşti

Facultatea de Electronică, Telecomunicaţii şi Tehnologia Informaţiei

Mecanisme de sincronizare și implementarea pentru referințele de timp în Internet

Conducător ştiinţific,
Conf. Dr. Ing. Ştefan Stăncescu

Masterand,
Mihai Pâsoi
Master IISC – An II

2016

Cuprins

1. **Sincronizarea ceasurilor** 3
2. **Network Time Protocol (NTP)** 5
   - 2.1. **Implementarea protocolului** 6
   - 2.2. **Surse de erori în NTP** 8
   - 2.3. **Performanțe NTP** 8
3. **Precision Timing Protocol (PTP)** 9
   - 3.1. **Algoritmul BMCA** 10
   - 3.2. **Implementare protocol** 13
   - 3.3. **Surse de erori în PTP** 14
   - 3.4. **Performanțe PTP** 14
4. **Sincronizarea logică** 15
   - 4.1. **Algoritmul Lamport** 15
5. **Concluzii** 18
6. **Bibliografie** 19

1. Sincronizarea ceasurilor

Un sistem distribuit constă dintr-o colecție de noduri conectate folosind o rețea care permite mesajelor să fie trimise de la orice nod la orice alt nod. Partajarea unei noțiuni comune de timp între două sau mai multe noduri este crucială pentru cooperarea temporală și gestionarea sarcinilor de cooperare. Există două motive principale pentru sincronizarea ceasurilor într-un sistem distribuit:

1) Pentru a iniția evenimente sau acțiuni fie exact în același timp sau cu o relație temporală bine definită între ele, și

2) Pentru a aloca o marcă de timp evenimentelor astfel încât o ordonare a acestora poate fi menținută și întârzieri între două evenimente care au loc la diferite noduri pot fi cuantificate.

Exemple pentru prima categorie sunt, de exemplu, în canalele cu acces multiplu cu divizare de timp (TDMA - time-division multiple access) care utilizează transmisii într-un mediu comun programat pentru a evita interferența multi-user. Acest lucru este deosebit de critic pentru rețele de senzori wireless sensibile energetic (WSNs), unde intervale de repaus lung și intervale de activare sincronizate cu precizie sunt necesare pentru a minimiza timpul de funcționare și consumul de energie al radiourilor. În mod similar, saltul în frecvență sau reînnoirea cheior de securitate declanșate de timp întră în aceeași categorie. Alocarea mărcilor de timp pentru măsurători distribuite se încadrează în a doua categorie.

Datele senzoriale cărora li se alocă marcă de timp sunt necesare pentru fuziunea datelor coerente, precum estimarea distanței de rază wireless sau acustice, sincronizare audio și video sau testul liniilor electrice. Ca urmare, sincronizarea de ceas a devenit un serviciu de bază pentru sistemele distribuite și o gamă largă de diferite protocoale și mecanisme au fost dezvoltate pentru a atinge și menține sincronizarea. Inițial, fiecare nod are doar cunoștințe despre propriul timp, citind de la ceasul local. Ceasurile sunt dispozitive alcătuite din două părți: un dispozitiv oscilant cu un interval predefinit și un contor în se acumulează intervalele de timp la fiecare bătaie de ceas.

Protocoalele de sincronizare de ceas fac schimb de mesaje cu noduri adiacente în rețea. Aceste mesaje conțin estimări cu privire la ceasul local, care, prin urmare, sunt utilizate pentru a stabili o noțiune comună de timp între două sau mai multe noduri în rețea. Protocoalele de sincronizare frecvent utilizate sunt Network Time Protocol (NTP) și Time Protocol Precision (PTP).

Sincronizarea de ceas este în mod inerent volatilă. Chiar dacă două ceasuri au fost perfect sincronizate la un moment în timp, ele se vor indepărta în timp ce intervalele de oscilare sunt intrinsec stochastice si afectate de factorii de mediu, cum ar fi temperatura, presiunea, vibrații și tensiunea de alimentare. Astfel, este necesară resincronizarea periodică. Ca o consecință, sincronizarea perfectă (adică decalajul de ceas zero între două sau mai multe ceasuri) nu este fezabilă pentru o perioadă mai lungă de timp. Se poate afirma că două ceasuri sunt sincronizate, în cazul în care diferența datelor lor este sub o valoare definită, numit toleranță de sincronizare. Valoarea acceptată a toleranței de sincronizare depinde de aplicația țintă. Pentru a sincroniza ceasurile, marcajele de timp pentru evenimente care au loc la un nod trebuie să fie transmis la alte noduri (s). Fiecare nod înregistrează o amprentă de timp de un eveniment selectate folosind ceasul local și împarte amprenta de timp cu alte noduri prin schimb de mesaje. În cele mai multe protocoale de sincronizare, anumite evenimentele sunt folosite pentru marcare de timp (timestamping). Bazat pe mai multe amprente de timp încapsulate în mesaje, nodurile sunt în măsură să estimeze decalajul de ceas la intervale periodice. Aceste estimări pot fi aplicate fie la hardware-ul ceasului, de exemplu prin schimbarea de compensare sau de incremenentarea de ceas sau frecvența, sau din punct de vedere hardware ceasul rămâne neschimbat și sincronizarea este stabilită printr-o funcție ce ține cont de offset și skew. Ajustări hardware de ceas sunt comune în echipamente IEEE 1588, în care fie frecvența ceasului locală este modificată prin intermediul unui oscilator controlat de tensiune (VCO) sau incrementul de ceas (per tic) este modificat prin intermediul unui ceas pe bază de sumator (ABC).

2. Network Time Protocol (NTP)

Network Time Protocol a fost dezvoltat pentru a oferi un serviciu pe internet pentru a distribui timp. Lucrarea inițială a fost demarată la începutul anilor 1980, iar în 1985, specificațiile și publicarea Network Time Protocol (NTP mentionat ca versiunea 1) a fost realizată de Dennis Ferguson. Versiunea de dezvoltare actuală este NTP Versiunea 4.

Intenția protocolului NTP este de a folosi Internetul pentru a distribui timp clienților solicitanți. Acest lucru a fost integrat în mai multe sisteme de operare ca un mijloc de a stabili ceasurile de calculator locale. Cu toate ceasurile stabilite la același timp, într-un sistem, atunci toate mărcile temporale ale evenimentelor înregistrate ar trebui să fie pe aceeași scară de timp relativă. Aceasta înseamnă că timpul relativ între evenimente, chiar dacă înregistrat pe două calculatoare diferite poate fi plasat pe aceeași scară de timp cu un anumit grad de încredere. NTP utilizează conceptul de strat care descrie numărul de salturi în rețea sau straturi de la o sursă de timp cu autoritate, cum ar fi un radio sau ceas atomic numit un ceas de referință.

Un dispozitiv strat 0 este un sursă fiabilă de timp, cum ar fi un ceas GPS și când este conectat direct (nu printr-o rețea) la un server de timp NTP acest lucru ar fi considerat un strat 1. Un strat 1 poate fi un server NTP al unui strat 2 server NTP și așa mai departe până la un strat 16, care este considerat a fi un dispozitiv nesincronizat.

Serverele NTP sunt, de obicei adrese IP statice. Deoarece NTP foloseste UDP (User Datagram Protocol) pe portul 123 înseamnă că nodurile NTP formează o subrețea sincronizată. În timp ce într-o subrețea sincronizată pot fi mai multe servere NTP nu există nici o decizie de a determina master-ul, ca în cazul altor protocoale de timp. Acest lucru poate fi văzut în Fig. 1.

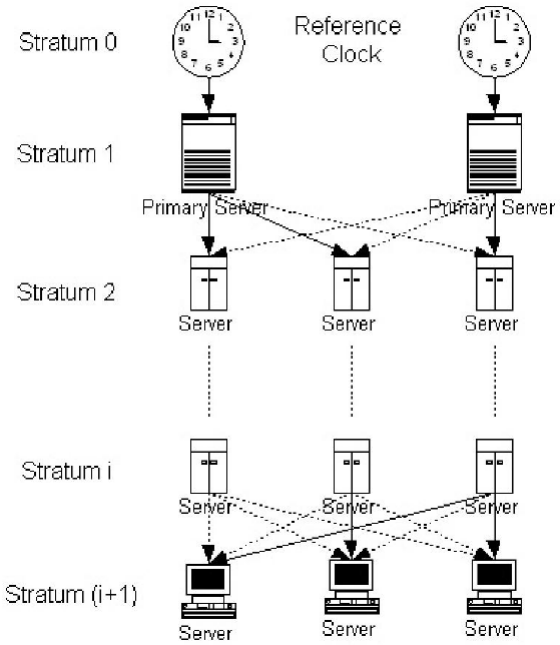

Fig.1 Ierarhie NTP

NTP nu va sincroniza cu următoarele:
- stratul inferior
- calculatoare nesincronizate (strat 16)
- calculator al cărui timp este semnificativ diferit

Sincronizarea presupusă depinde de distanțele de rețea. Rețele WAN pe distanțe lungi (Wide-Area-Networks) de 2000 km sunt la 10 milisecunde, în timp ce rețele LAN (Local-Area-Networks) sunt în mod obișnuit la 1 milisecunde. Există unele considerații atunci când se utilizează NTP. O problemă de de luat în calcul este securitatea. NTP poate fi ținta unui atac Denial of Service (DoS). Unele motive pentru a proteja sincronizarea de timp este faptul că multe licențe software sunt bazate pe timp, ceea ce înseamnă că acestea sunt valabile numai în perioadele specifice. Există anumite servicii care necesită precizie de timp, unele dintre acestea sunt prezentate mai jos în Tabelul I. Aceste perioade de timp sunt generalizate de către comunitatea NTP.

Serviciu	Precizie de sincronizare
Servicii de informații	Minute
Servicii de planificare	Minute
Servicii de autentificare	Minute
Accesare	Secunde
Producție	Milisecunde

Tabel.1 Sincronizări NTP

2.1. Implementarea protocolului

Principiul de bază al sincronizării este că fiecare client trimite cereri periodice la un set de servere de timp care răspund cu marca lor de timp locală. Lista de servere corespunzătoare este menținută în fiecare client și este actualizată periodic. Algoritmi interni evaluează marcajele de timp de la toate serverele pentru a selecta cele mai bune servere, cu cel mai mic strat și distanță de sincronizare, care vor fi utilizate pentru stabilirea actualizării ceasului.

Timpul de offset este calculat dintr-o colecție de patru amprente de timp, două de la server și două de la sine. (Fig. 2).

Un client, trimite un mesaj de solicitare NTP care conține marca de timp inițială CT1 (Timestamp Client). La primirea cererii NTP, serverul generează

mărci de timp ST1 la primire (Slave Timestamp). După procesarea cererii, serverul trimite înapoi la client, răspunsul NTP cu marca de timp actualizată ST2.

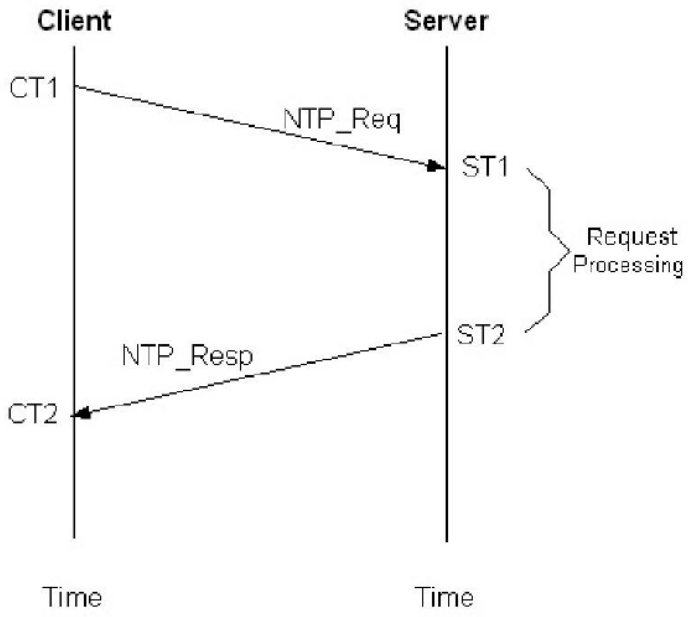

Fig.2 Cerere și răspuns NTP

Clientul primește răspunsul NTP și generează marca CT2 de recepționare. Următoarele calcule sunt realizate la nivel de client și slave.

$ST_1 = CT_1 + D_{CS} + O_{CS}$ (1)

unde D_{CS} este întârzierea de rețea dintre client și server, iar O_{CS} este offset-ul de ceas al clientului în referință cu serverul.

$CST_2 = ST_2 + D_{SC} + O_{SC}$ (2)

unde D_{SC} este este întârzierea de rețea dintre server și client, iar O_{SC} este offset-ul de ceal al serverului în referință cu clientul.

Însumând (1) și (2) și deoarece $O_{SC} = - O_{SC}$, întârzierea datorată traseului este:

$D_{SC} + D_{CS} = (ST_1 – CT_1) + (CT_2 – ST_2)$ (3)

Dacă scădem (2) din (1) și presupunând aceeași întârziere, $D_{CS} = D_{SC}$, offset-ul este:

$$O_{CS} = \frac{(ST_1 - CT_1) - (CT_2 - ST_2)}{2} \quad (4)$$

NTP este construit pe UDP/IP, iar implementarea sa este exclusiv software, mărcile de timp fiind extrase la nivel de aplicație.

2.2. Surse de erori în NTP

Multipli factori ar putea afecta calitatea cronometrării și calculul întârzierilor/offset-ului:

- Întârzieri de propagare asimetrice între client și server;
- Fluctuațiile în stiva protocol de rețea între nivelul de aplicare și conexiunea fizică;
- Erori de măsurare a mărcii de timp;
- Stabilitatea oscilatorului de ceas.

Fiecare server NTP, menține offset-ul și întârzierea ceasului local, în raport cu o sursă de referință primară situată la baza arborelui de sincronizare. Prin urmare, atunci când un client trimite o cerere NTP, înainte de a trimite un răspuns cu marcajele de timp, serverul adaugă erorile sale acumulate din momentul actualizării anterioare a ceasului. Astfel, offset-ul și întârzierea de crește pe măsură ce nivelul crește de la sursa de referință primară.

2.3. Performanțe NTP

Doi indicatori sunt importanți atunci când se evaluează un protocol de sincronizare: decalajul în timp, măsurată de client în raport cu serverele lor și diferența de timp, măsurată de serverul relativ la serverul pereche, pentru fiecare asociație. Conform standardului, un client NTP este sincronizat cu serverul dacă decalajele de timp sunt mai puțin de 128ms. Ceasul local este ajustat treptat în pași mici în cazul în care offset-ul este mai mic de 128ms. Pentru offset mai mare de 128ms, procesul de sincronizare poate dura mai mult sau nu se întâmplă niciodată. Algoritmul se resetează sau întregul proces reporneşte atunci când diferența la nivel de ceas este mai mare de 1000ms.

În cele mai multe implementări NTP, stratul 1 este situat undeva în Internet, stratul 2 lângă poarta de acces (gateway), cu stratum 3 și 4 stratum la nivel Local Area Network. În această configurație, offset-urile de timp peer-to-peer au fost găsite cu o valoare medie de 8.2ms, median de 1.8ms și abatere standard de 18ms. Dispersia de la baza ierarhiei, sau serverul primar, s-a dovedit a fi cu o valoare medie de 88ms, median de 30ms și abatere de 175ms.

Măsuratorile publicate indică faptul că offset-ul de client NTP bazat pe strat 4 de la ceasuri de servere pe strat 1 în Internet va fi de ordinul sutelor de milisecunde.

De asemenea, offset-ul de timp peer-to-peer pentru servere folosind protocolul NTP a avut o funcție cumulativă de distribuție atunci unde mediana este 20.1ms și media 28.7ms.

3. Precision Timing Protocol (PTP)

Standardul specifică un protocol pentru a sincroniza ceasurile independente care funcționează pe nodurile separate ale unei rețele de masură și control distribuit la un grad ridicat de acuratețe și precizie. PTP este adesea utilizat pentru a sincroniza dispozitive I/O distribuite peste rețele cu latență variabilă, precum Ethernet. Acest protocol a fost lansat inițial în 2002 definind multe dintre reglementări și specificații. Mai târziu a fost revizuit la versiunea actuală, și se lansează ca IEEE 1588v2. Versiunea originală a acestui standard definea ceasuri obișnuite în timp ce versiunea 2 definește ceasuri transparente și hibride

În forma sa cea mai simplă, PTP este un protocol lipsit de administrare. Ceasurile din cadrul unei rețele vor comunica cu alte ceasuri într-o rețea media și vor stabili multiple relații master-slave. Aceste relații master-slave formează ceea ce este cunoscut ca o ierarhie de ceasuri. Intenția generală a PTP este că dispozitive I/O distribuite vor gestiona sincronizarea de ceasuri în mod automat, necesitând astfel intervenție redusă, sau deloc, din partea administratorului de rețea. Nu toate dispozitivele dintr-o rețea necesită același nivel de precizie de sincronizare timp. Ca urmare, PTP sprijină un spectru larg de precizii de ceas pentru a furniza necesitățile dispozitivelor finale sau ale proceselor. De exemplu, atunci când furnizează timpul pentru relee de protecție, acuratețea de aproximativ o milisecundă este acceptabilă din cauza toleranțelor componentelor mecanice. PTP poate fi configurat pentru a satisface nevoile acestor aplicații. În plus, PTP pot utiliza mai multe surse de timp ca o referință de timp final, inclusiv, dar fără a se limita la, Global Positioning System (GPS), IRIG, Network Time Protocol (NTP), sau un alt ceas PTP. Un sistem sau rețea de ceasuri, prin definiție, va consta din unul sau mai multe dispozitive capabile să devină un ceas principal (master), în timp ce alte dispozitive din cadrul rețelei va servi ca ceasuri secundare (slave). În mod normal, un ceas master va fi desemnat ca ceasul de bază (grandmaster).

Figura 3 prezintă combinațiile de ceasuri pe care PTP le suportă: ordinare, limitate, transparente și hibride. Ceasurile obișnuite constau dintr-un port cu o singură conexiune la care se referă ca un port PTP. Acest port poate fi atribuit fie ca un master sau un slave.

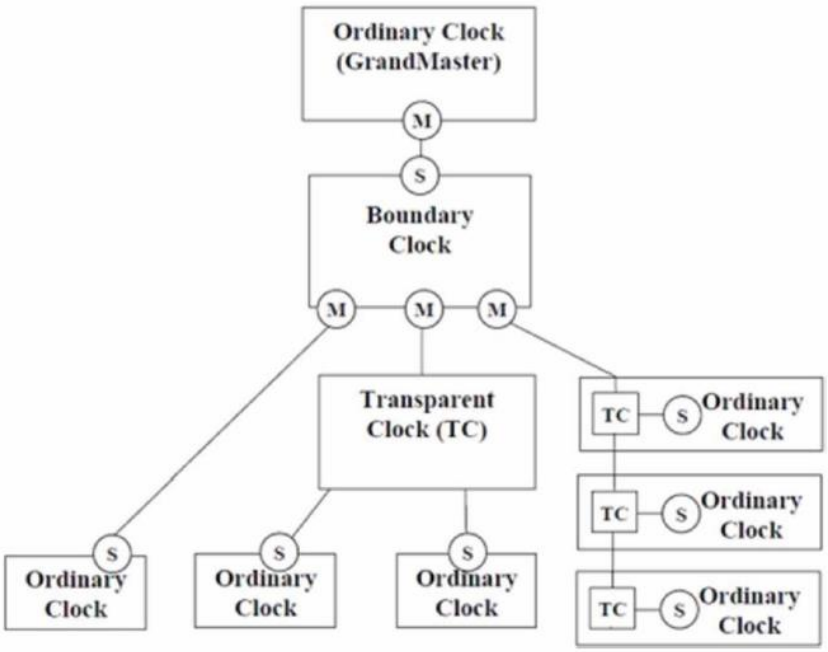

Fig.3 Rețea generică de ceasuri

Exemple de ceasuri obișnuite includ receptoare GPS și controlere logice, și sunt de obicei situate la nodurile de capăt ale unei rețele. Ceasuri de limitare conține mai multe porturi PTP care stabilesc domenii PTP separate, prin segmentarea căilor de sincronizare între ceasurile master și slave. Așa cum sugerează și numele lor, ceasuri de limitare formează limitele dintre segmentele de sincronizare PTP. De obicei, aceste ceasuri sunt găsite în switch-uri de rețea. Ceasuri transparente sunt foarte diferite de ceasuri obișnuite și limită, deoarece aceste ceasuri ajută la compensarea propagării intarzierii prin rețea, nesegmentând rețeaua. În cele din urmă, ceasuri hibride sunt definite ca o combinație de ceasuri de tip PTP într-un dispozitiv. Cel mai frecvent tip de ceas hibrid este un ceas transparent asociat cu un ceas obișnuit. De obicei, ceasurile hibride se găsesc în dispozitive de mișcare și utilizate pentru a efectua acționare sincronizată. A fost declarat anterior că PTP a fost proiectat pentru a fi un protocol de lipsit de administrare, deoarece dispozitivele negocieză între ele pentru a determina o ierarhie de ceasuri.

3.1. Algoritmul BMCA

Algoritmul folosit pentru a determina ierarhia acestor ceasuri este cunoscut ca Best Master Clock Algorithm (BMCA). BMCA este procesul de arbitraj strict utilizat pentru a determina starea fiecărui nod de rețea, fie master sau slave. BMCA va determina cel mai bun ceas master și îl va declara ceas de bază (grandmaster) al sistemului PTP. Toate ceasurile rămase în cadrul sistemului

sunt în cele din urmă sincronizate la ceasul de bază. Mesajele informative sunt trimise la aproximativ fiecare două secunde pentru orice dispozitiv PTP care pretinde a fi master. Aceste mesaje conțin informații despre cât de eficient este ceasul comparativ cu o scară. Când un nod primește un mesaj de la un alt dispozitiv, compară acreditările pe care le primește cu ale sale. Cel mai eficient dintre cele două ceasuri servește ca master, iar cel inferior acționează ca slave. Acest proces continuă până când starea fiecărui ceas în cadrul rețelei este determinată. BMCA utilizează patru criterii pentru a determina care dintre două ceasuri este mai eficient. Acesti factori includ: clasa de ceas, precizia, variația și prioritatea. Clasa de ceas defineste măsura relativă a calității ceasului. Precizia definește cât de aproape sunt timpii contoarelor ceas față de o referință absolută. Varianța este măsura stabilității ceasului. Prioritatea este un salt manual care poate fi stabilit în cazul în care un administrator de rețea dorește ca un ceas să fie utilizat ca ceas de bază în locul altora. Un avantaj principal la punerea în aplicare a PTP-ului într-un sistem este faptul că actualizează dinamic la modificările topologiei. De exemplu, dacă ceasul de bază curent este eliminat din sistem, BMCA va încerca să desemneze unul nou din ceasurile rămase. Pe de altă parte, în cazul în care un ceas cu acreditări mai bune se adaugă la sistem, BMCA va desemna aceast nou ceas ca fiind de bază.

Figura 4 descrie procesul de sincronizare pentru ceasuri folosind protocolul PTP. Protocolul definește patru mesaje pentru a sincroniza două ceasuri: mesaj de sincronizare, mesaj răspuns, mesaj de cerere întârziere și mesaj de răspuns întârziere.

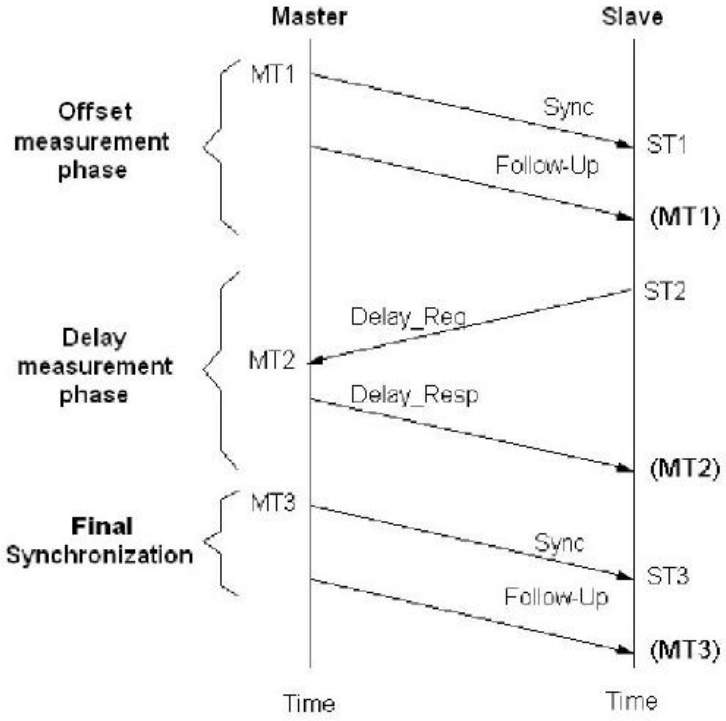

Fig.4 Mesaje de sincronizare

Aceste mesaje sunt transmise de la master la slave și permit ceasurilor de a face ajustări de frecvență pentru a regla rata cu care ceasurile măsoară timpul. În plus, mesajele permit ceasurilor măsurarea întârzierilor de fază între master șislave și permit o corecție de valoare.

Ajustarea frecvenței se face prin utilizarea sincronizării și mesaje răspuns, în timp ce ajustarea de fază se face prin utilizarea mesajelor cerere întârziere și răspuns întârziere. De fiecare dată când se produce procesul de sincronizare, marcajele de timp t1-t4 sunt colectate pentru a determina abaterea de ajustări de bază și de frecvență pentru ceasurile slave. Ceasurile care sunt conforme PTP și care fac atât ajustare frecvență cât și în valoare sunt cunoscute ca ceasuri acordabile.

Ceasurile acordabile (tunable clocks) sunt foarte importante în orice rețea. Luând în considerare două ceasuri, unul master și unul slave care încep în exact același timp. Nu există două ceasuri care vor măsura timpul la același rată exact din cauza frecvențelor naturale ale cristalelor individuale din fiecare ceas. În consecință, ceasurile vor începe să se abată de la celălalt și nu mai rămân sincronizate. O abordare pentru a corecta această problemă este de a reseta periodic valoarea ceasului slave la cea master. Această soluție nu se referă la problema de diferite frecvențe de ceas sau rata la care cele două ceasuri măsoară timpul. Ca urmare, ceasurile vor fi aduse în aliniere pentru un moment în timp, apoi vor începe să se abată din nou. Ceasurile acordabile pe de altă parte, permit sincronizarea corectă a ceasurilor. Aceste ceasuri permit frecvenței de ceas slave să fie reglate cu cel master astfel încât acestea vor măsura timpul în același ritm. În plus față de a face o ajustare de frecvență, ceasurile acordabile aplică o ajustare de valoare sau de offset, astfel încât ceasurile master și slave să fie cu adevărat sincronizate. Ambele fenomene de sincronizare sunt prezentate în Fig. 5.

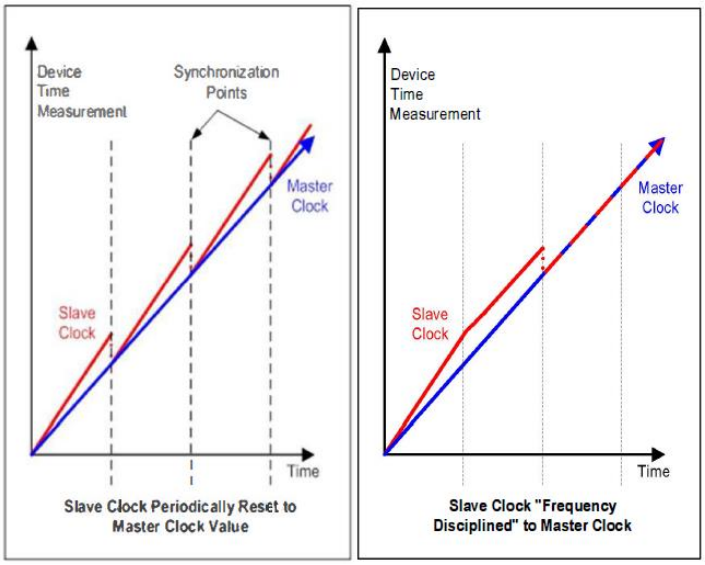

Fig.5 Tehnici de sincronizare PTP

3.2. Implementare protocol

Fiecare slave sincronizează la ceasul master propriu, prin schimbul de mesaje specifice. Protocolul PTP utilizează două faze pentru setarea ceasului local (ora): faza de măsurare offset și faza de măsurare întârziere (Fig. 4).

În timpul măsurării de offset, master transmite periodic mesaje de sincronizare la ceasurile slave lconectate utilizând multicasting. Aceste mesaje sunt trimise la intervale predefinite, în mod implicit la fiecare 2 secunde. Mesajul de sincronizare conține timpul estimat de la momentul în care mesajul va părăsi ceasul master.

Master-ul măsoară ora exactă a transmiterii MT (Master Time) și ceasurile slave măsoară timpul exact de recepție ST (Slave Time). Opțional, pentru sincronizare foarte precisă, master-ul poate trimite un mesaj răspuns (follow-up) care conține ora exactă (MT1) de transmitere a Sync.

După prima sincronizare și urmărirea mesajelor, ceasul slave realizează următorul calcul:

$ST_1 = MT_1 + Offset + Delay$ (5)

Diferența dintre timpul slave (ST_1) și timpul master (MT_1) este alcătuit din Offset și Delay. Pentru a determa întârzierea (delay), ceasul slave la timpul ST_2, transmite un mesaj de cerere întârziere, mesaj la care ceasul master trimite un mesaj de răspuns întârziere ce conține timpul precis la care a fost făcută cererea. Prin urmare:

$MT_2 = ST_2 – Offset + Delay$ (6)

Prin însumarea (5) și (6), offset-ul este eliminat și putem afla întârzierea, presupunând că este aceeași în ambele direcții:

$$Delay = \frac{(ST_1 - MT_1) + (MT_2 - ST_2)}{2} \quad (7)$$

În continuare, se poate calcula offset-ul din următorul schimb de mesaje de sincronizare și răspuns:

$Offset = ST_3 – MT_3 – Delay$ (8)

Se va ajusta timpul ceasului slave, obținându-se sincronizarea:

New_ST = Old_ST-Offset-Delay

3.3. Surse de erori în PTP

Similar cu protocolul NTP, măsurătorile de offset și sincronizare sunt afectate de mai mulți factori: întârzieri în stiva protocolului de rețea, arhitectura de rețea, precizie în stabilitatea oscilatorului din ceas.

Mărcile de timp sunt mai precise în PTP datorită utilizării mesajelor de răspuns și răspuns întârziere care transportă mărcile de timp exacte măsurate cât mai aproape de linia de transmisie fizică. De asemenea, se folosesc două seturi de măsurători cu o sincronizare executată mai des decât cealaltă. În comparație cu NTP, traficul este aproape dublu într-un sistem bazat pe PTP. Acest lucru poate cauza probleme pe link-uri de lățime de bandă înguste. Pentru a depăși această problemă, specificațiile necesită o anumită stabilitate a oscilatorului de ceas local, care va permite mesajelor sale să fie trimis la intervale mai mari de timp.

3.4. Performanțe PTP

În comparație cu NTP, datele preliminare arată că sincronizarea este realizată în ordinul sub-milisecundelor pentru implementări de software. Pe de altă parte, implementările hardware este în ordinul sub-microsecundelor pentru același tip de rețea. Prin experimentele realizate până în momentul de față s-a

observat sincronizare între un master și un slave pe același LAN capabil de a se menține timp în ± 20ns.

4. Sincronizarea logică

Un ceas logic este un mecanism pentru captarea relațiilor cronologice și cauzale într-un sistem distribuit. Sistemul distribuit poate să nu aibe ceas global sincron din punct de vedere fizic, astfel că un ceas logic permite ordonarea globală asupra evenimentelor din diferite procese în astfel de sisteme.

În sistemele de ceas logice fiecare proces are două structuri de date: ora locală logică și timp global logic. ora locală logică este utilizat de procesul pentru a marca evenimente proprii, iar timpul globală logică este informația locală despre timp global. Un protocol special este folosit pentru a actualiza ora locală logică după fiecare eveniment local și timpul global logic când procesele fac schimb de date.

4.1. Algoritmul Lamport

Lamport a dezvoltat o notație pentru a exprima procesul: a → b înseamnă că a se întâmplă înainte b. În cazul în care a este un mesaj trimis și b este un mesaj recepționat, a → b trebuie să fie adevărat. Un mesaj nu poate fi primit înainte de a fi trimis. Această relație este tranzitivă. În cazul în care a → b si b → c, atunci a → c. Importanța măsurării timpului este de a atribui o valoare de timp pentru fiecare eveniment pentru care toți vor fi de acord cu privire la ordinea finală a evenimentelor. Aceasta este, în cazul în care a → b, ceas(a) < ceas(b), deoarece ceasul a trebuie să nu ruleze înapoi. În cazul în care a și b au loc pe procese diferite care nu schimba mesaje (chiar și prin intermediul unor terți), a → b nu este adevărat. Aceste evenimente se presupun că sunt concurente.

Luând în considerare succesiunea evenimentelor descrise în figurile 1 și 2 care au loc între trei mașini cu bătăi de ceas la rate diferite. În trei din cele șase mesaje, vom obține aspectul de mișcare înapoi în timp. Din acest motiv, mesajele viitoare de la aceste surse par că au provenit mai devreme decât în realitate. Dacă sortăm mesajele după mărcile de timp impuse acestora atunci când au fost trimise, secvența de mesaje este {a, b, e, d, c, f}. Algoritmul Lamport reglează situația, după cum urmează:

Fiecare mesaj poartă un marcă de timp al orei de expediere (conform ceasului expeditorului). Când sosește un mesaj și ceasul receptorului este mai mică decât marca pe mesajul primit, ceasul sistemului este transmis marcii mesajului + 1. În caz contrar nu se face nimic.

	clock(A)	clock(B)	clock(C)
0	0	0	0
1	4	7	10
2	8	14	20
3	12	21	30
4	16	28	40
5	20	35	50
6	24	42	60
7	28	49	70
8	32	56	80
9	36	63	90
10	40	70	100
11	44	77	110
12	48	84	120
13	52	91	130

Fig 1. Mărci neeșalonate de mesaje

	clock(A)	clock(B)	clock(C)
0	0	0	0
1	4	7	10
2	8	14	20
3	12	21	30
4	16	28	40
5	20	35	50
6	24	42→51	60
7	28	58	70
8	32→59	65	80
9	63	72	90
10	67	79	100
11	71	86	110
12	75→111	93	120
13	115	100	130

Fig 3. Recepția de mesaje ordonate Lamport

msg	*from→ to*	*depart time*	*arrive time*	*OK?*
a	A→B	4	14	yes
b	B→C	21	40	yes
c	C→B	50	42	no
d	B→A	49	32	no
e	A→C	36	100	yes
f	C→A	110	48	no

Fig 2. Mărci de mesaje primite

msg	*from→ to*	*depart time*	*arrive time*	*Adjust clock*
a	A→B	4	14	-
b	B→C	21	40	-
c	C→B	50	42	51
d	B→A	58	32	59
e	A→C	63	100	-
f	C→A	110	75	111

Fig 4. Ajustări de ceas

Dacă vom aplica acest algoritm pentru aceeași secvență de mesaje, putem vedea că mesajul de comandă este acum conservat (figurile 3 și 4). De reținut este că între fiecare două evenimente, ceasul trebuie să parcurgă un moment de ceas cel puțin o dată. Algoritmul Lamport permite menținerea ordonării de timp între evenimente. Putem atașa, de exemplu, un număr de proces și ID-ul gazdă pentru biții de ordine joasă de mărci de timp (se consideră ca o extensie fracționată). Acum avem o modalitate de a obține o ordonare totala a tuturor evenimentelor din sistem. Pe scurt, algoritmul Lamport necesită un contor software monoton crescător pentru un "ceas", care trebuie să fie incrementat cel puțin măcar atunci când evenimentele care trebuie să fie marcate temporal vor avea loc. Aceste evenimente vor avea această marcă temporară Lamport care le este atașată. Pentru oricare două evenimente, în cazul în care a → b, L (a) <L (b) unde L (x) reprezintă amprenta de timp Lamport pentru evenimentul x.

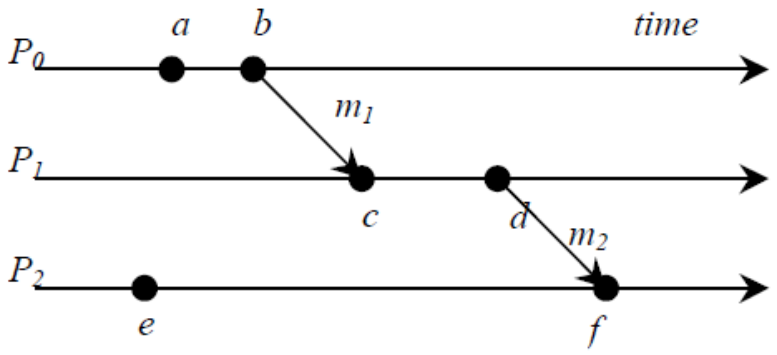

Figura 5 Succesiune de evenimente

Considerând succesiunea de evenimente din cele trei procese reprezentate în Figura 5, când mărcile de timp Lamport sunt atribuite, se poate concluziona:

• a → b, c → d, deoarece evenimentele din cadrul unui proces sunt eșalonate

• b → c, d → f deoarece Lamport impune o relație send(m) → receive(m)

• a → e, e → a, deoarece aceste evenimente sunt concurente

Pentru a rezolva problema perechilor de evenimente distincte (a,e), ce pot avea aceeași marcă Lamport, se definește o marcă logică globală cu care se vor

compara mărcile celor două evenimente. De asemenea, pentru a decide care perechi de evenimente sunt în relație cauzală. Pentru remedierea acestei probleme, se folosesc vectori de ceas. Dezavantajul folosirii acestor vectori este necesitatea unei spațiu de stocare mai mare și a unui dimensiunii costului de mesaj.

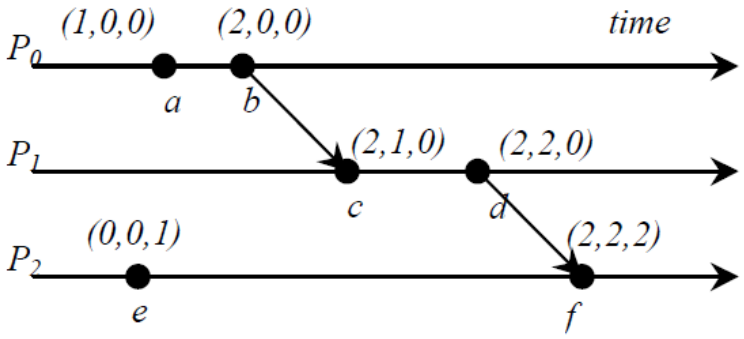

Fig 6. Mesaje cu vectori de mărci

5. Concluzii

Sincronizarea de ceas și timp pe rețele de calculatoare și Internet este extrem de importantă. NTP este bine stabilit și este utilizat pe scară largă pe Internet. Acest protocol este satisfăcător pentru multe aplicații cu sincronizări în milisecunde pentru rețele locale și sute de milisecunde pentru rețelele de arie largă și Internet. Acesta nu îndeplinește cerințele mai stricte ale aplicațiilor de control sau multimedia.

PTP este un standard relativ nou, adoptat în principal de industria de control și de măsurare și încercări preliminare au demonstrat performanțe de sincronizare realizabile de ordinul microsecundelor în rețele locale.

O combinație a celor două standarde cu NTP pe Internet de fundal și PTP la nivel Local Area Network, poate fi configurația ideală.

6. Bibliografie

- „Time Sinchronization Mechanisms for the Industrial Marketplace” - David C. Mazur, Rob A. Entzminger, John A. Kay, Pete A. Morell, 2015
- „Clock Synchronization – An Approach using Mapping Functions” – Sangjin Han, Ashok Agrawala, Matthew Mah, Reinhard Exel, Th.Bigler, 2014
- „NTP versus PTP in Computer Networks Clock Synchronizatoin”, Teodor Neagoe, Valentin Cristea, Logica Banica, 2006
- „Clock Synchronization”, Paul Krzyzanowski