View metadata, citation and similar papers at core.ac.uk
brought to you by CORE
provided by Universitas Hasanuddin: e-Journals

J M S K
Jurnal Matematika, Statistika & Komputasi
http://journal.unhas.ac.id/index.php/jmsk
Vol .15, No. 2, 74-83, January 2019

e-ISSN: 2614-8811

# SIFAT-SIFAT *ROLLBACK RECOVERY* MENGGUNAKAN *UNCOORDINATED CHECKPOINTING* BERBASIS *CAUSALITY STRENGTH*

**Junianto Sesa***

**Abstract**

Fault tolerance approach is the most popular computing application on computer devices in which depends on checkpoint uncoordinated. This alternative approach is based on checkpoint uncoordinated and logging message requiring all records, imposing works, memories and overhead becomes significant to communication. Recent studies have found that many applications on computer are send-determinism which can possibly design a new fault tolerance protocol. Thus, this research uses checkpoint uncoordinated protocol based causality strength, a send-determinism feature to record one part of the messages without restarting the process systematically when the error occurs. By drawing the protocol and proving its validity are required as the effective methods of this research. With this alternative approach, the protocol can functionally work where the only small portion of the message is recorded and domino effect does not occur.

**Keywords :** Causality Strength, Domino Effect, Rollback Recovery, Uncoordinated Checkpointing

**Abstrak**

Pendekatan toleransi kesalahan yang paling populer untuk aplikasi komputasi pada perangkat komputer bergantung pada *checkpoint uncoordinated*. Alternatif pendekatan tersebut berdasarkan pada *checkpoint uncoordinated* dan *logging* pesan mengharuskan pencatatan semua pesan, memaksakan pekerjaan memori/penyimpanan tinggi dan overhead yang signifikan pada komunikasi. Baru-baru ini telah diamati bahwa banyak aplikasi pada komputer bersifat *send-determinism* yang memungkinkan untuk mendesain protokol toleransi kesalahan baru. Sehingga penelitian ini menggunakan protokol *checkpoint uncoordinated* berbasis *causality strength* yang bersifat *send-determinism* yang hanya mencatat satu bagian dari pesan dan tidak perlu me-restart secara sistematis semua proses ketika kegagalan terjadi. Untuk menunjukkan bahwa penelitian ini berjalan sesuai dengan metode yang digunakan yaitu dengan menggambarkan protokol dan membuktikan kebenarannya. Dengan menggunakan pendekatan tersebut, dapat ditunjukkan bahwa protokol ini benar-benar berhasil dimana hanya mencatat sebagian kecil dari pesan dan tidak terjadi efek domino.

**Kata kunci :** *Causality Strength*, Efek Domino, *Rollback Recovery*, *Uncoordinated Checkpointing*

## 1. Pendahuluan

Perkembangan teknologi yang sangat pesat di era globalisasi saat ini telah memberikan banyak manfaat dalam kemajuan diberbagai aspek, Hampir semua aspek kegiatan manusia saat ini bergantung pada komputer. Seperti dalam kegiatan perkantoran, perbankan, perdagangan, pendidikan, bisnis, dan sebagainya. Namun demikian, dengan berkembangnya teknologi tentu tidak lepas dari beberapa kekurangan yang terus menjadi perhatian peneliti dibidang komputasi. Salah satu yang sering menjadi perhatian peneliti yaitu masalah sistem terdistribusi.

Sistem terdistribusi adalah suatu sistem jaringan komputer yang saling terhubung sedemikian sehingga seolah-olah menjadi sebuah komputer yang digunakan oleh satu pengguna. Sebuah sistem yang terdiri dari beberapa komponen software atau hardware yang saling bebas dimana berkomunikasi dan berkoordinasi melalui *message* baik terhubung maupun tidak terhubung yang

*Departemen Matematika, Fakultas Matematika dan Ilmu Pengetahuan Alam
Pascasarjana Universitas Hasanuddin
jhunzea@gmail.com

terlihat satu kesatuan dan dirancang untuk menghasilkan fasilitas komputasi terintegrasi. Perintah yang efisien untuk *Pesan* sederhana dalam sistem komputasi *mobile*. Perintah ini membutuhkan sumber daya minimal pada *hosts mobile* dan jaringan nirkabel. Perintah ini bersifat terskala dan dapat dengan mudah menangani perubahan dinamis dan jumlah *hosts seluler* yang berpartisipasi dalam sistem serta menawarkan penundaan yang tidak perlu, kinerja *Pesan* yang rendah dan pengeluaran biaya yang optimal [1].

Perhatian utama dalam sistem terdistribusi adalah memastikan tingkat keandalan dan ketersediaan yang telah ditentukan. Sistem ini cenderung gagal karena tingginya kompleksitas. Oleh karena itu *fault tolerance* menjadi isu utama diatasi dalam merancang sistem ini [6]. Terdapat model yang dirancang untuk aplikasi serial atau solusi berbasis *coordinated checkpoint*. Model ini di skenario berdasarkan *uncoordinated checkpointing* dikombinasikan dengan *message logging*. Diperkenalkan dua poin kunci untuk meminimalkan *fault tolerance overhead* untuk aplikasi paralel, yang pertama adalah penggunaan *factor* mewakili hubungan ketergantungan antar proses, kedua adalah menggunakan interval checkpoint khusus untuk masing-masing proses. Percobaan menunjukkan bahwa model tersebut berkinerja dengan baik seperti penelitian sebelumnya untuk aplikasi serial atau *coordinated checkpointing* sambil menjalankan aplikasi paralel dengan menggunakan *uncoordinated* checkpoint dikombinasikan dengan *messages logging*, Model interval checkpoint ini secara efektif meminimalkan *overhead*. Bahkan, kesalahan prediksi *overhead* lebih kecil dari 5% untuk semua aplikasi yang diuji [4].

## 2. Konsep Dasar Pesan

Lamport mendefinisikan hubungan klasik “terjadi sebelum”, dilambangkan dengan "→".
**Definisi 2.1** (Yoshida, 2001)

*Dua kejadian a dan b memiliki relasi* $a \to b$ *jika dan hanya jika memenuhi salah satu syarat berikut :*

1. *Jika a dan b kejadian pada objek yang sama dan a terjadi sebelum b.*
2. *Jika a adalah kejadian pengiriman Pesan pada satu objek dan b adalah kejadian menerima Pesan yang sama dari objek yang lain.*
3. *Terdapat kejadian c sedemikian sehingga* $a \to c$ *dan* $c \to b$

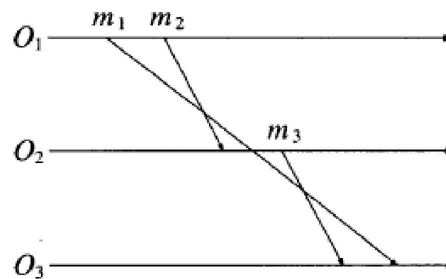
*Dua kejadian a dan b dikatakan bersamaan jika* $a \nrightarrow b$ *dan* $b \nrightarrow a$ *dan dinotasikan dengan* $a \mid\mid b$.

Takaichi Yoshida mendefinisikan peristiwa pemesanan kausal yang mana terkait dengan yang terjadi sebelum hubungan. Peristiwa pemesanan kausal didefinisikan sebagai berikut:

**Definisi 2.2** *(*Yoshida, 2001*)*

*Jika* $send(m_1) \to send(m_2)$, *dan* $m_1, m_2$ *memiliki tujuan objek yang sama, maka* $accept(m_1) \to accept(m_2)$ *harus dipenuhi. Dimana* $send(m)$ *dinotasikan sebagai kejadian pengiriman dari Pesan* $m$*, dan* $accept(m)$ *dinotasikan sebagai kejadian penerimaan Pesan* $m$.

Definisi ini mengatakan bahwa jika kejadian pengiriman *Pesan* $m_1$ "terjadi sebelum" peristiwa pengiriman *Pesan* $m_2$, objek tujuan dari kedua *Pesan* ini harus menerima *Pesan* $m_1$ sebelum *Pesan* $m_2$.



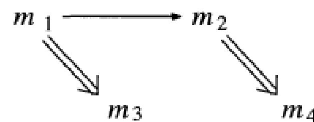

**Gambar 2.1** Kejadian konvensional pengurutan kausal

Mengirim *Pesan* berarti menghubungkan *Pesan* ke antrian dari tujuan objek, sedangkan menerima *Pesan* berarti mengambil *Pesan* dari antrian *Pesan* ke objek tujuan dan mulai memprosesnya. Objek tidak dapat mengontrol urutan penerimaan, bagaimanapun kejadiannya.

Karena tidak dapat melihat kejadian internal apapun dalam suatu objek, maka dibatasi dari peristiwa eksternal, yaitu peristiwa yang sesuai untuk pengiriman, dan penerimaan *Pesan*. Sehingga didefinisikan hubungan *causality strength* antar *Pesan* sebagai berikut:

**Definisi 2.3** (Yoshida, Takaichi. 2001)

1. *Jika* $send(m_2)$ *terjadi segera setelah* $send(m_1)$ *pada objek yang sama maka* $m_1 \rightarrow m_2$.
2. *Jika* $send(m_2)$ *terjadi segera setelah* $accept(m_1)$ *pada objek yang sama maka* $m_1 \Rightarrow m_2$.
3. *Jika* $m_1 \rightarrow m_3$ *dan* $m_3 \rightarrow m_2$ *maka* $m_1 \rightarrow m_2$
4. *Jika* $m_1 \Rightarrow m_3$ *dan* $m_3 \Rightarrow m_2$ *maka* $m_1 \Rightarrow m_2$




**Gambar 2.2** Struktur pohon relasi *causality strength*

**Definisi 2.4** Eksekusi yang valid dalam pengiriman pesan deterministik adalah eksekusi di mana setiap proses mengirim urutan pesan yang valid dan kausalitas diperhitungkan dalam pengiriman pesan.

**Definisi 2.5** (Interval *checkpoint* dan *Round*): Interval *checkpoint* $I_p^i$ adalah himpunan peristiwa antara $C_p^i$ dan $C_p^{i+1}$. $i$ adalah nomor *Round* dari interval *checkpoint*.

**Definisi 2.6** Misalkan $R$ menjadi himpunan pesan yang di*rollback* dari proses $P$. $m \in R$ jika dan hanya jika $receive(m) \in V_p$ dan $receive(m) \in I_p^y$ dengan $y \geq x$. Dilambangkan dengan $R|(q;p)$ subhimpunan pesan dalam $R$ yang diterima di saluran $(q;p)$.

**Definisi 2.7** Misalkan $\mathcal{L}$ merupakan himpunan pesan yang di*log* dari suatu proses $q.m \in \mathcal{L}$ jika dan hanya jika untuk proses $p$, $receive(m) \in I_p^x$ dan $receive(m) \in I_p^y$ dengan $y \geq x$. Dilambangkan dengan $\mathcal{L}|(q;p)$ subhimpunan pesan di $\mathcal{L}$ yang dikirim pada saluran $(q;p)$.

**Definisi 2.8** Misalkan $\ell$ menjadi himpunan pesan yang diputar ulang dari proses $p$. $m \in \ell$ jika dan hanya jika $send(m) \in V_p$ dan $send(m) \in I_p^y$ dengan $y \geq x$. Dilambangkan dengan $\ell|(p;q)$ subhimpunan pesan dalam $\ell$ yang dikirim pada saluran $(p;q)$. Perlu dicatat bahwa $\mathcal{L} \cap \ell = \emptyset$. *Date* saat ini pada proses $p$di*log* dengan $date_p(p)$. Tanggal dari suatu peristiwa $e \in V_p$ adalah $date_p(p)$ ketika $e$ terjadi.

**Definisi 2.9** Misalkan $\Theta$ menjadi kumpulan pesan *OrStan*, dan pesan $m$ di saluran $(p;q)$. $m \in \Theta$ jika dan hanya jika $date(send(m)) > date_p(p)$ dan $date(receive(m)) < date_p(q)$. Dilambangkan dengan $\Theta|(p;q)$ subhimpunan pesan di $\Theta$ diterima di saluran $(p;q)$. Perlu dicatat bahwa $\Theta \cap R = \emptyset$. dan $\Theta \subset \ell$.

**Definisi 2.10** Misalkan $St(p)$ merupakan Stage dari proses $p$. Misalkan $V_p^i$ menjadi rangkaian kejadian pada proses $p$ dalam Stage $i$. Kejadian $e \in V_p^i$ jika dan hanya jika $St(p) = i$ ketika $e$ terjadi.

**Definisi 2.11** Stage pesan $St_m(m) = k$ di mana $send(m) \in V_p^k$.

**Definisi 2.12** Misalkan $\Theta_{=k}$ adalah himpunan pesan tidak stabil dalam Stage $k$. Pesan $m \in \Theta_{=k}$ jika dan hanya jika $St_m(m) = k$ . Kami mendefinisikan$\Theta_{\leq k}$ (atau operator lain) sebagai himpunan proses yang *OrStan* dalam Stage yang lebih rendah dari atau sama dengan $k$.

**Definisi 2.13** Misalkan $R_{=k}$ adalah himpunan pesan yang di *rollback* dalam Stage $k$. $m \in R_{=k}$ jika dan hanya jika $receive(m) \in V_p^k$.

## 3. *Rollback Recovery*

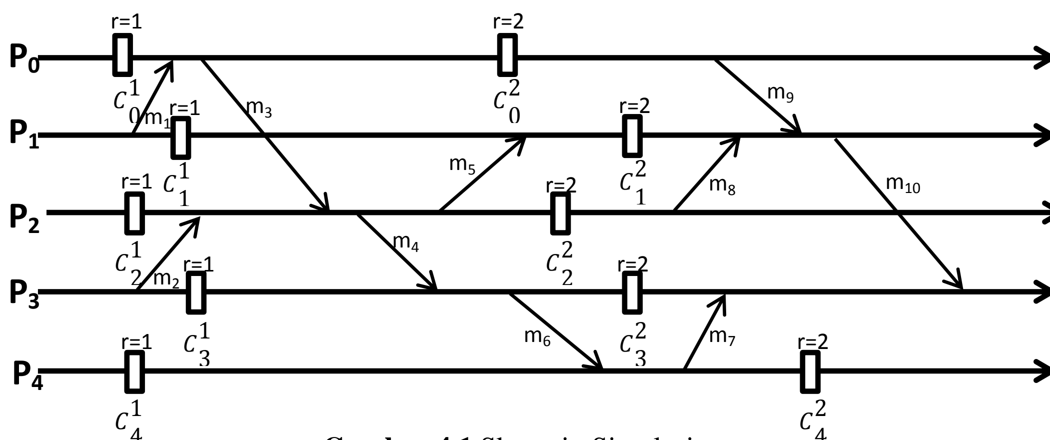
*Rollback recovery* menghidupkan kembali sistem ke keadaan yang konsisten setelah mengalami kegagalan, membuat toleransi kesalahan dengan menyimpan secara berkala keadaan proses selama eksekusi bebas kegagalan, dan memperlakukan aplikasi sistem terdistribusi sebagai kumpulan proses yang berkomunikasi melalui jaringan.

Ketergantungan dapat memaksa beberapa proses yang tidak gagal dilepaskan, fenomena ini disebut "efek domino". Jika setiap proses mengambil *checkpoint* secara bebas, maka sistem tidak dapat menghindari efek domino, skema ini disebut uncoordinated checkpoint.

- $C_i^k$ : *Checkpoint* secara umum ke $k$ pada proses $P_i$.
- $C_i^0$ : Sebuah proses $P_i$ dengan mengambil sebuah *checkpoint* $C_i^0$ sebelum mulai dieksekusi.

# 4. Hasil dan Pembahasan

Protokol yang tidak terkoordinasi akan mengalami efek domino karena proses perlu di rollback dan efek domino dapat memaksa beberapa proses untuk memulai kembali dari awal eksekusi. apabila protokol tidak rollback proses orphan, maka proses tersebut tidak mengalami efek domino. Namun, karena protokol rollback proses pengiriman pesan yang orphan, maka dapat menciptakan efek domino. Pesan yang dikirim kembali sebelum checkpoint memaksa pengirim untuk rollback ke checkpoint sebelumnya. Untuk mengidentifikasi pesan-pesan ini, protokol menggunakan *round*.




**Gambar 4.1** Skenario Simulasi

Jika proses $P_1$ gagal, ia akan kembali ke *checkpoint* terakhirnya $C_1^2$(2 sebagai nomor *checkpoint*). Proses $P_0$ dan $P_2$ harus *rollback* untuk memutar ulang pesan $m_8$ dan $m_9$. Pesan $m_8$ dan $m_9$ merupakan pesan yang dirollback. Ketika $P_1$ rollback, pesan $m_{10}$ menjadi orphan. Namun, proses $P_3$ tidak perlu melakukan rollback karena $m_{10}$ akan diputar ulang terlepas dari urutan penerimaan $m_8$ dan $m_9$ selama eksekusi ulang (kausal kuat).

Gambar 4.2 berisi tentang protokol yang dieksekusi oleh proses aplikasi. Gambar 4.3 menyajikan proses khusus, yang disebut proses *recovery*, yang digunakan untuk *recovery*.

```
Local Variables:
1: Statusᵢ   ← Running        // Status dari proses, Running, Blok atau RolledBack
2: TSᵢ  ← 1; Roundᵢ  ← 1; Stageᵢ ← 1 // TS dari kejadian saat ini, nomor Round dan nomor
                                         stage pada proses Pᵢ
3: NonAckᵢ   ← ∅;  // daftar pesan yang dikirim oleh proses Pᵢ dan belum dijawab
4: Logsᵢ  ← ∅ ;  // daftar pesan yang dicatat pada Pᵢ
5: SPRᵢ  ←[⊥,…,⊥] // Data tentang  pesan (sent per round). SPRᵢ[Round_send].TS adalah TS Pᵢ
                      pada awal dari Round_send.
6: RPSᵢ  ←[⊥,…,⊥]     // Data tentang pesan (received per stage)
7: RLᵢ ←[⊥,…,⊥]    // RLᵢ[j].round di mana Pⱼ harus rollback setelah kegagalan; RLᵢ[j].TS
                        adalah TS yang sesuai
8: OrphCountᵢ ←[⊥,…,⊥]  // OrphCountᵢ[stage] adalah jumlah proses yang akan mengirim ulang
                            pesan orphan ke Pᵢ dalam stage stage
9: OrphStagesᵢ  ← ∅  ;       // Stage di mana pesan orphan telah diterima oleh Pᵢ
10: LogStagesᵢ  ← ∅  ;              // Stage di mana Pᵢ telah mencatat pesan untuk diputar
                                    ulang
```

```
11: ReplayLogged_i ← [⊥,…,⊥]          // ReplayLogged_i[stage] adalah daftar pesan yang
                                      dicatat oleh P_i untuk diputar ulang dalam stage stage
12:
13: Upon sending message msg to P_j
14:     wait until Status_i = Running
15:     TS_i  ←  TS_i + 1
16:     NonAck_i  ←  NonAck_i ∪ [ (P_j, Round_i , TS_i ,msg)
17:     Send (msg, TS_i, Round_i, Stage_i) to process P_j
18:
19: Upon receiving (msg, TS_send, Round_send, Stage_send) from P_j
20: if TS_send  >  RPS_i[Stage_i][j].TS then  // msg diterima untuk pertama kalinya
21:        if Round_send  <  Round_i then                            // dicatat
22:             Stage_i  ← Max(Stage_i , Stage_send + 1
23:        else
24:             Stage_i  ←  Max(Stage_i , Stage_send)
25:        TS_i ←  TS_i + 1
26:        RPS_i[Stage_i][j].TS ← TS_send
27:        Send (Ack, Round_i, TS_send) to P_j
28:        Deliver msg to the application
29:     else if ∃stagesuch that TS_send = RPSi[stage][j].TS then   // pesan terakhir dari satu
        stage
30:        OrphCount_i[stage] ←  OrphCount_i[stage] -1
31:        if OrphCount_i[stage] = 0 then     // Proses menerima semua pesan duplikat untuk
           stage ini
32:             Send (NoOrphanStage, stage) to the recovery process
33:
34: Upon receiving (Ack, Round_recv, TS_send) from P_j
35:     Remove (P_j , Round_send, TS_send, msg) from NonAck_i
36:     if Round_send < Round_recv then                                     // mencatat
37:        Logs_i  ← Logs_i[ (P_j  , Round_send , TS_send , Stage_send , Round_recv ,  msg)
38:     else
39:        SPR_i[Round_send][ P_j ].round_recv ←  Round_recv
40:
41: Upon checkpoint
42:     Save (Round_i , ImagePs_i , ReceivedPerStage_i , SentPerRound_i , Logs_i , Stage_i , TS_i) on
stable storage
43:     Round_i ←  Round_i + 1
44:     Stage_i  ← Stage_i + 1
45:     SPR_i[Round_i].TS ←   TS_i
46:
47: Upon failure of process P_i
48:     Get last (Round_i , ImagePs_i , RPS_i , SPR_i , Logs_i , Stage_i , TS_i) from stable storage
49:     Restart from ImagePs_i
50:     Status_i ←  RolledBack
51:     Send (Rollback, Round_i , TS_i) to all application processes and to the recovery
process
52:     Send SPR_i to the recovery process
53:
54: Upon receiving (Rollback, Round_rb, TS_rb) from P_j
55:     Status_i ←  Blocked
56:     Send SPR_i to the recovery process
57:
58: Upon receiving (RL_recov) from the recovery process
59:     if RL_recov[i].round < Round_i then             // yang akan di rollback
60:         Get (RL_recov[i].round, ImagePs_i, RPS_i, SPP_i, Logs_i, Stage_i, TS_i) from stable
storage
61:         Status_i ←  RolledBack
```

```
62:     for all stage such that RPS_i[stage][j].TS > RL_recov[j].TS do        // Mencari stage
        yang memiliki pesan orphan
63:     OrphStages_i ←  OrphStages_i ∪ stage
64:         OrphCount_i[stage] ←  OrphCount_i[stage] + 1
65:     for all (P_j, Round_send, TS_send, Stage_send, Round_recv, msg) in Logs_i such that Round_recv ≥
        RL_recov[j].round do //Looking for logged messages to be replayed
66:         LogStages_i ←  LogStages_i ∪ Stage_send
67:         ReplayLogged_i[Stage_send] ← ReplayLogged_i[Stage_send]∪[ (P_j , Round_send, TS_send,
            Stage_send, Round_recv, msg)
68:     Send (Orphan, Status_i, Stage_i, OrphStages_i, LogStages_i) to the recovery process
69:
70: Upon receiving (ReadyStage, Stage) from the recovery process
71:     if ReplayLogged_i[Stage]≠ ∅ then      // Kirim pesan yang sudah dicatat jika ada
72:     Replay msgs ∈ ReplayLogged_i[Stage]
73:     if (Status_i = RolledBack ⋀ Stage_i = Stage+ 1) ∨ (Status_i = Blocked ∧ Stage_i = Stage)
then
74:         Status_i = Running
```

**Gambar 4.2** Algoritma Proses

```
Local Variables:
1: DependencyTable ← [⊥,…,⊥]   //DependencyTable[j][Round_send][k].round_recv adalah SPR dari
                                   proses j
2: RolledBackStage← ∅              // RolledBackStage[stage] berisi daftar proses
                                   rollback yang diblok dalam stage stage
3: BlockedStage← ∅                 // berisi daftar proses yang tidak Rollback dan pesan
                                   yang dicatat diblok dalam stage stage
4: NbOrphanStage← ∅                // NbOrphanStage[stage] adalah jumlah proses yang
                                   memiliki setidaknya satu pesan orphan dalam stage
                                   stage
5:
6: Upon receiving (Rollback, Round_rb, TS_rb) from P_j
7:      RL_recov[j].round ←  Round_rb
8:      RL_recov[j].TS ←  TS_rb
9:      wait until DependencyTable is complete
10:     RL_tmp  ← [⊥,…,⊥]
11:     repeat
12:         for all P_j such that RL_tmp[j] ≠ RL_recov[j] do
13:             RL_tmp[j] ← RL_recov[j]
14:             for all P_k  such that DependencyTable_i[k][Roundsend][j].Round_recv ≥
RLrecov[j].round do
15:                 RL_recov[k].round ← min(RL_recov[k].round, Round_send)       // Jika Round_send
                    diambil, RL_recov[k].TS juga diperbaharui
16:     until RL_recov = RL_tmp
17:     Send RL_recov to all application processes
18:
19: Upon receiving SPR_j from P_j
20:     DependencyTable[j] ←SPR_j
21:
22: Upon receiving (OrphanNotification, Status_j ,Stage_j ,OrphStages_j , LogStages_j ) from P_j
23:     if Status_j = Rolled-back then
24:         RolledBackStage[Stage_j] ←  RolledBackStage[Stage_j] ∪ P_j
25:     else
26:         BlockedStage[Stage_j] ← BlockedStage[Stage_j] ∪ P_j
27:     for all stage∈ LogStages_j do
28:         BlockedStage[stage] ← BlockedStage[stage] ∪ P_j
```

```
29:     for all stage∈ OrphStages_j do
30:         NbOrphanStage[stage] ←  NbOrphanStage[stage] + 1
31:     if OrphanNotification has been received from all application processes then
32:         Start NotifyStages
33:
34: Upon receiving (NoOrphanStage, Stage) from P_j
35:     NbOrphanStage[Stage] ←  NbOrphanStage[Stage] - 1
36:     Start NotifyStages
37:
38: NotifyStages
39:     for all stagesuch that ∄stage' ≤ stage ∧ NbOrphanStage[stage'] > 0 do      //
        pemberitahuan untuk stage yang tidak bergantung pada pesan orphan
40:         Send (ReadyStage, stage) to all processes in BlockedStage[stage]
41:         Send (ReadyStage, stage) to all processes in RolledBackStage[stage+ 1]
```

**Gambar 4.2** Algoritma Recovery

**Lemma 4.1** *Misal diberikan 2 proses* $p$ *dan* $q$, $p$ *mengirim pesan di saluran* $(p;q)$. *Jika proses* $q$ *rollback maka* $R|(p,q)\backslash\ell|(p;q) \in \mathcal{L}|(p;q)$.

**Bukti :** Misal $m \in R|(p;q)$ dan $C_q^i$ *checkpoint* kembali pada proses $q$. Karena $m \in R|(p;q)$ dan $receive(m) \in I_q^k$ di mana $k \geq i$. Jika $m \notin \ell|(p;q)$ dan $send(m) \in I_p^j$ di mana $j < k$, maka $m \in \mathcal{L}$ berdasarkan definisi pesan yang di*log*.

**Proposisi 4.1** Misalkan $m_i$ dan $m_j$ merupakan dua pesan. Jika $m_i \rightarrow m_j$ maka $St_m(m_i) \leq St_m(m_j)$.

**Proposisi 4.2** Misalkan $m_i$ dan $m_j$ merupakan dua pesan. Jika $m_i \Rightarrow m_j$ maka $St_m(m_i) \leq St_m(m_j)$.

**Proposisi 4.3** (Mengirim kondisi pesan yang diputar ulang): Misalkan $m_j \in \ell$. $m_j$ dikirim jika dan hanya jika $\Theta_{<St_m(m_j)} = \emptyset$.

**Proposisi 4.4** (Mengirim kondisi pesan yang tidak diputar ulang): Misalkan $m_j \notin \ell$. $m_j$ dikirim jika dan hanya jika $\Theta_{\leq St_m(m_j)} = \emptyset$.

Sekarang diberikan kondisi untuk memutar ulang pesan yang di*rollback* dari stage $x$:

**Lemma 4.2** $\forall m_i \in R_{=x}$, $m_i$ *dikirim kembali jika, dan hanya jika,* $\Theta_{<x} = \emptyset$.

**Bukti :** Berdasarkan Lemma 4.1 jika $m_i \in R$ maka $m_i \in \ell$ atau $m_i \in \mathcal{L}$.

1) Jika $m_i \in \ell$, $St_m(m_i) \leq x$ (Baris 24 Gambar 4.18), $m_i$ dikirim jika $\Theta_{<x} = \emptyset$. menurut Proposisi 3.

2) Jika $m_i \in \mathcal{L}$, $m_i$ dikirim jika $\Theta_{\leq St_m(m_i)} = \emptyset$. menurut Proposisi 4.4. Karena $m_i \in \mathcal{L}$ dan $m_i \in R_{=x}$ maka $St_m(m_i) < x$ (sebagai stage penerima selalu lebih besar dari salah satu pesan yang terekam yang diterima: baris 21-22 gambar 4.18). Jadi $m_i$ dikirim jika $\Theta_{<x} = \emptyset$.

**Lemma 4.3** *Semua pesan yang dirollback akhirnya dikirim ulang.*

**Bukti :** Misalkan $\Theta_{\min_Stage}$ adalah himpunan pesan *orphan* dengan stage terendah. Jadi $\forall m_i \in R_{<\min_Stage}$, $m_i$ dikirim menurut Lemma 2. Dan $\forall m_j \in \Theta_{\min_Stage}$, $m_j$ dikirim sesuai dengan Proposisi 3. Kemudian $\Theta_{\min_Stage} = \emptyset$; dan $\forall m_i \in R_{<\min_Stage+1}$, $m_i$ terkirim. Dan seterusnya sampai $R = \emptyset$ dan $\Theta = \emptyset$.

Sekarang akan dibuktikan bahwa kausalitas diperhitungkan pada pengiriman pesan. Kausalitas rusak jika untuk dua pesan $m_i$ dan $m_j$, $m_i \rightarrow m_j$, $m_j$ diterima sebelum $m_i$ selama *recovery*. Jika semua proses kembali dalam keadaan yang tidak tergantung pada $m_i$, kondisi ini dijamin karena $m_j$ tidak dapat dikirim sebelum $m_i$ diputar kembali. Kami pertama kali menunjukkan bahwa, jika aplikasi dalam keadaan di mana $m_i$ dan $m_j$ keduanya dapat dikirim, terdapat pesan *orphan* di kausalitas antara $m_i$ dan $m_j$

**Lemma 4.4** *Misalkan dua pesan $m_i$ dan $m_{i+x}, x \geq 1$, sedemikian sehingga $m_i \rightarrow m_{i+x}$. Jika $m_i$ dan $m_{i+x}$ keduanya dapat dikirim, maka $\exists m \in \Theta$ sedemikian sehingga $m_i \rightarrow \cdots \rightarrow m \rightarrow \cdots \rightarrow m_{i+x}$.*

**Bukti :** Karena $m_i$ dan $m_{i+x}$ keduanya dapat dikirim kemudian $m_i \in R \cup \Theta$. $m_{i+x}$ dapat dikirim jika $m_{i+(x-1)}$ telah diterima. Pengirim $m_{i+(x-1)}$ *rollback* maka $m_{i+(x-1)} \in \Theta$ atau bukan. Jika $m_{i+(x-1)} \notin \Theta$, $m_{i+(x-2)}$ diterima. Kemudian $m_{i+(x-2)}$ merupakan *orphan* atau bukan. Dan seterusnya sampai $m_{i+1}$ dapat dikirim jika $m_i$ adalah *orphan* atau bukan. Karena $m_i \in R \cup \Theta$, dan pengirim $m_{i+1}$ tidak *rollback* (jika tidak akan berhenti di $m_{i+1}$), maka $m_i \in \Theta$.

Selanjutnya hubungan antara stage suatu pesan *orphan* dan yang diputar ulang.

**Lemma 4.5** *Misalkan $m_i$ dan $m_j$ merupakan dua pesan sedemikian sehingga $m_i \rightarrow m_j$. Jika $m_i \in \Theta$ dan $m_j \in \ell$ maka $St_m(m_i) < St_m(m_j)$.*

**Bukti :** Jika $m_i \rightarrow m_j$ menurut Proposisi 1, maka $St_m(m_i) \leq St_m(m_j)$. Untuk membuktikan bahwa $St_m(m_i) < St_m(m_j)$akan dibuktikan bahwa $St_m(m_i) = St_m(m_j)$mengarah ke kontradiksi. Jadi diasumsikan bahwa $St_m(m_i) = St_m(m_j)$. Menurut baris 21 dan 44 pada Gambar 4.18, tidak ada checkpoint dan tidak ada pesan yang masuk pada jalur kausalitas dari $m_i$ ke $m_j$ (karena kedua kejadian ini adalah satu - satunya yang meningkatkan stage). Kemudian sesuai dengan baris 10 sampai 16 pada Gambar 4.19, jika $m_j \in \ell$, $m_i \in R$. Ini tidak mungkin karena $m_i \in \Theta$ dan $\Theta \cap R = \emptyset$. Sehingga dibuktikan bahwa pesan yang tergantung pada pesan *orphan* tidak dapat dikirim sebelum pesan *orphan* dikirim.

**Lemma 4.6** *Jika $m_i$ dan $m_j$ merupakan dua pesan sedemikan sehingga $m_i \rightarrow m_j$ dan $m_i \in \Theta$, maka $m_j$ tidak dapat dikirim sebelum $m_i$ dikirim.*

**Bukti :** Jika $m_i \in \ell$, $m_j$ dikirim jika dan hanya jika $\Theta_{<St_m(m_j)} = \emptyset$. (Proposisi 4.3). Jika $m_j \notin \ell$, $m_j$ dikirim jika dan hanya jika $\Theta_{\leq St_m(m_j)} = \emptyset$. (Proposisi 4.4). $m_i \in \Theta_{=St_m(m_i)}$. Karena $m_i \to m_j$, $St_m(m_j) \geq St_m(m_i)$ menurut Lemma 4.1.

1) Jika $St_m(m_i) = St_m(m_j)$ maka $\Theta_{\leq St_m(m_j)} = \emptyset$. Menurut Lemma 4.5, karena $St_m(m_i) = St_m(m_j)$, $m_j \notin \ell$.
2) Jika $St_m(m_i) < St_m(m_j)$ maka $m \in \Theta_{=St_m(m_j)} \neq \emptyset$.

**Teorema 4.1** *Setelah kegagalan, eksekusi valid dan asumsi send-determinism dipenuhi, maka rollback recovery pada proses berhasil.*

**Bukti.** Berdasarkan *Lemma* 4.1 dan 4.3 membuktikan bahwa setelah kegagalan, semua proses dapat mengirim urutan pesan valid. Lemma 4.6 menunjukkan bahwa protokol memberlakukan perintah kausal dalam pengiriman pesan.

## 5. Kesimpulan

Penelitian ini menyajikan sifat-sifat rollback recovery menggunakan uncoordinated checkpointing berbasis causality strength dengan prinsip protokol send-determinism. Protokol ini memberikan alternatif untuk dikoordinasikan antara checkpointing dan logging pesan. Sehingga diperoleh bahwa tidak terjadi efek domino, dan hanya *log* sebagian kecil dari pesan yang dieksekusi.

## DAFTAR PUSTAKA

[1]. Chakarat S., Neeraj M., and Vijay K. Garg., 1999. A lightweight Algorithm for Causal Pesan Ordering in Mobile Computing Systems. *Departement Electrical and Computer Engineering*.

[2]. Guermouche, Amina, et al., 2011. "Uncoordinated checkpointing without domino effect for send-deterministic mpi applications." *Parallel & Distributed Processing Symposium (IPDPS), 2011 IEEE International*. IEEE.

[3]. L. Lamport., 1978. Time, clock and the ordering of event in a distributed system. *Communications of the ACM,* 21 (7):558 - 565.

[4] Leonardo Fialho_, Dolores Rexachs and Emilio Luque. 2007. Defining the Checkpoint Interval for Uncoordinated Checkpointing Protocols. *Department of Computer Architecture and Operating System, University Autonoma of Barcelona, Spain*.

[5]. S. Veerapandi, S. Gavaskar, StD, dan A. Sumithra, StD., 2017. A Hybrid Fault Tolerance System for Distributed Environment using Check Point Mechanism and Replication. *Research Scholar School of information Technology Madurai Kamaraj University*.

[6]. Shwethashree A, dan Swathi D V., 2017. A Brief Review Of Approaches For Fault Tolerance In Distributed Systems. *Institute of Technology and Management, Ballari, Karnataka, India.*

[7]. Yoshida, Takaichi., 2001. Pesan ordering based on the strength of a causal relation. In: *Information Networking, Proceedings. 15th International Conference on*. IEEE. p. 915-920.